

UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA DE PRODUÇÃO

ODACIR DEONÍSIO GRACIOLLI

**OTIMIZAÇÃO DE ROTEIROS DE VEÍCULOS COLETORES DE RESÍDUOS
SÓLIDOS DE SERVIÇOS DE SAÚDE**

**DISSERTAÇÃO SUBMETIDA À UNIVERSIDADE FEDERAL DE SANTA CATARINA
PARA OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM ENGENHARIA**



0.226.064-0

UFSC-BU

FLORIANÓPOLIS
1994

AGRADECIMENTOS

Agradeço a todos aqueles que, direta ou indiretamente, colaboraram para a realização deste trabalho, e em especial:

Ao professor e amigo Dr. Armando Borges de Castilhos Júnior pela eficiente orientação fornecida;

Aos professores Dr. Antônio Galvão Novaes e Dr. Amir Valente, membros da banca examinadora, e ao professor MSc. Sergio Mayrle pelos comentários e sugestões que propiciaram o enriquecimento deste trabalho;

A amiga Cleyd Gonçalves Pereira, pelo apoio fornecido nas situações difíceis no decorrer do trabalho;

Ao Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico - CNPq, pelo apoio financeiro, através de bolsa de mestrado a qual propiciou a realização deste trabalho/estudo.

A Universidade Federal de Santa Catarina, através do Curso de Pós-Graduação em Engenharia de Produção por oportunizar o desenvolvimento de estudos à nível de pós-graduação;

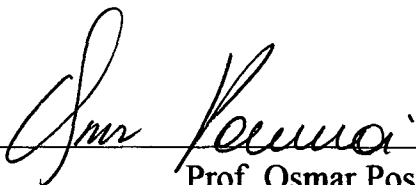
À empresa SOTECOL - Saneamento e Equilíbrio Ecológico, da cidade de Curitiba/PR, em especial ao Gerente de Operações Eng. Luiz Antonio Bertussi Filho, pela prestabilidade e pelas informações fornecidas.

Aos demais professores, funcionários e colegas do Departamento de Engenharia de Produção e Sistemas da UFSC, pelo apoio e colaboração que prestaram.


OTIMIZAÇÃO DE ROTEIROS DE VEÍCULOS COLETORES DE RESÍDUOS SÓLIDOS DE SERVIÇOS DE SAÚDE

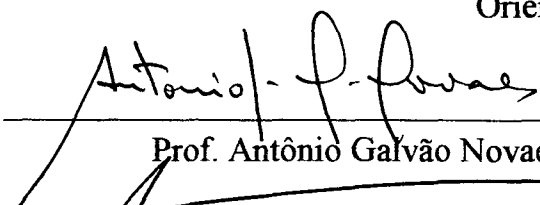
ODACIR DEONÍSIO GRACIOLLI

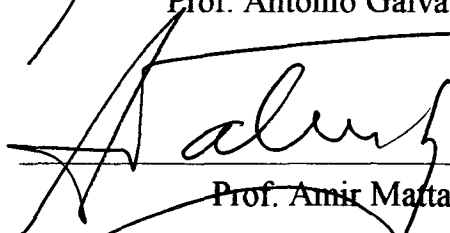
Esta dissertação foi julgada adequada para obtenção do Título de "MESTRE EM ENGENHARIA" especialidade em Engenharia de Produção e aprovada em sua forma final pelo Programa de Pós-Graduação


Prof. Osmar Possamai, Dr.
Coordenador do Programa de Pós-Graduação

Banca Examinadora


Prof. Armando Borges de Castilhos Júnior, Dr.
Orientador


Prof. Antônio Galvão Novaes, Dr.


Prof. Amir Mattar Valente, Dr.

RESUMO

Neste trabalho é apresentado um modelo proposto para o planejamento dos roteiros de veículos na coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde. Neste tipo de coleta, os veículos percorrem um determinado roteiro a partir de um ponto inicial (garagem), devendo visitar n pontos previamente definidos (principalmente hospitais, laboratórios e postos de saúde), coletando os resíduos em cada um deles e retornando ao ponto de partida. Para isto, devem percorrer a menor distância possível. Este problema é conhecido na literatura como o problema do caixeiro viajante, sendo amplamente aplicado à operações de coleta e entrega de produtos em geral.

Para atender as especificações acima definidas, o modelo desenvolvido neste trabalho propõe a utilização de algoritmos heurísticos. Além do problema clássico do caixeiro viajante também são apresentadas soluções para múltiplos caixeiros viajantes, a exemplo dos roteiros de coleta dos resíduos de serviços de saúde, podendo ter localização distinta ou não da garagem e do local de destino final.

O modelo proposto foi aplicado para o caso da roteirização da coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde da cidade de Curitiba/PR, considerando-se como objetivo a minimização das distâncias a serem percorridas pelos veículos coletores. Nesta aplicação foram usados os algoritmos heurísticos de inserção do vértice mais distante e o algoritmo 3-opt. Através dos resultados avaliou-se a eficiência do modelo, visto que a utilização do mesmo permitiu reduzir substancialmente as distâncias percorridas pelos veículos nos roteiros propostos para a coleta de serviços de saúde. A redução média de distância foi de 19,40 %.

Palavras-chaves: roteamento de veículos, problema do caixeiro viajante, coleta de resíduos sólidos.

ABSTRACT

This work proposes a model to the planning of the solid residue collectors vehicles routes on health services. On this kind of collection, the vehicles take some definite route from a starting point (the garage), and they have travelling on several places previously defined (usually hospitals, labs, health posts) collecting the residues on each of these points and returning to the starting point. For that, they must cover the shortest possible distance. This problem is known in literature as the travelling salesman problem, being largely applied on collection and deliver of products in general.

To serve the above specifications, the model developed in this work proposes to use the heuristics algorithm. Besides the classical travelling salesman problem it will also present solutions for various travelling salesman, for instance, the routes of collection on health services residues which could have a distinct location otherwise that of the garage and the final destination.

The model proposed was applied at the case of routing the solid residues collection on health services in Curitiba/PR, which considered as a goal to minimize distances to be followed by the collectors vehicles. For the accomplishment of this work, there has been used the heuristics algorithm of the most distant apex input and the algorithm 3-opt. Through the results it was estimated the model's efficiency, since its usage resulted in reducing effectively the distances made by the vehicles on the routes proposed on collecting health services. The reduction average on the way was 19,40%.

Key-words: vehicles routing, travelling salesman problem, solid residues collection.

SUMÁRIO

INTRODUÇÃO.....	1
1 - GENERALIDADES SOBRE RESÍDUOS SÓLIDOS URBANOS.....	5
1.1 - Introdução.....	5
1.2 - Geração dos Resíduos Sólidos.....	6
1.3 - Acondicionamento.....	9
1.4 - Coleta.....	10
1.5 - Transferência e Transporte.....	12
1.6 - Processamento e Recuperação.....	13
1.7 - Conclusão.....	13
2 - NOÇÕES BÁSICAS.....	15
2.1 - Definições.....	15
2.2 - Representação de Grafos.....	17
2.3 - Ciclos e Caminhos Hamiltonianos.....	18
2.4 - Grafos e Caminhos Eulerianos.....	18
2.5 - Menores Caminho em Grafos.....	18
2.5.1 - Algoritmo de Floyd.....	19
2.5.2 - Floyd Modificado.....	20
3 - MODELOS DE ROTEAMENTO DE VEÍCULOS.....	22
3.1 - Problemas de Cobertura de Arestas/Arcos.....	22
3.2 - Problemas de Cobertura de Vértices.....	23
3.3 - Abordagens para Solução do PCV.....	24
3.3.1 - Métodos Exatos.....	24
3.3.2 - Métodos Heurísticos.....	26
3.3.2.1 - Procedimentos de Construção de Rotas.....	26
3.3.2.2 - Procedimentos de Melhoria de Rotas.....	28
3.3.2.3 - Procedimentos Compostos.....	30
3.4 - Problema de Roteamento de Veículos: Extensão do PCV.....	32
3.5 - M-Problemas do Caixeiro Viajante.....	33
3.5.1 - Método Exatos.....	33
3.5.2 - Métodos Heurísticos.....	33
3.5.2.1 - Técnica da Varredura.....	33

3.5.2.2 - Método de Economias de Clark e Wright.....	34
3.5.2.3 - Partição da Rota Gigante.....	35
4 - MODELO PROPOSTO.....	37
4.1 - Conceituação do Problema.....	37
4.2 - Objetivo do Modelo.....	37
4.3 - Custos Considerados.....	37
4.4 - Descrição do Modelo.....	38
4.4.1 - Identificação das Variáveis.....	39
4.4.2 - Zoneamento.....	39
4.4.3 - Gerar Matriz W.....	40
4.4.4 - DF e Garagem - 1 Veículo e n Rotas.....	42
4.4.4.1 - Primeira Viagem.....	42
4.4.4.2 - PCV.....	43
4.4.4.3 - Retorno à Garagem.....	47
4.4.5 - DF e Garagem - 1 Veículo e 1 Rota.....	47
4.4.6 - DF/Garagem.....	48
5 - APLICAÇÃO DO MODELO PROPOSTO.....	49
5.1 - Situação Atual.....	49
5.2 - Otimização Proposta.....	61
5.3 - Conclusões.....	66
6 - CONCLUSÃO.....	67
REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS.....	69
BIBLIOGRAFIA.....	71
ANEXO I	76
ANEXO II	96
ANEXO III	108
ANEXO IV	114
ANEXO IV	121

LISTA DE FIGURAS

Figura 1.1 - Diagrama simplificado mostrando as interrelações dos elementos funcionais no sistema gerencial de resíduos sólidos.....	5
Figura 2.1 - Representação de uma rede viária e seu grafo.....	15
Figura 2.2 - Grafo $G(V,E)$	16
Figura 2.3 - Grafo conexo (a) e grafo não conexo (b).....	17
Figura 2.4 - Grafo $G(V,E)$ e sua representação pela matriz de custo correspondente....	18
Figura 2.5 - Grafo $G(V,E)$ e sua representação pela matriz de custo correspondente....	20
Figura 3.1 - Problema do carteiro chinês - rede não orientada.....	23
Figura 3.2 - Rotas para o problemas do caixeiro viajante.....	24
Figura 3.3 - Economia de Clarke e Wright.....	27
Figura 3.4 - Trocas possíveis de arestas no <i>2-opt</i>	29
Figura 3.5 - Trocas possíveis de arestas no <i>3-opt</i>	30
Figura 3.6 - Esquema de solução para o PCV.....	31
Figura 3.7 - Múltiplos caixeiro viajante.....	33
Figura 3.8 - Técnica de varredura.....	34
Figura 3.9 - Partição múltipla da rota gigante.....	35
Figura 3.10 - Esquema de solução para o M-PCV.....	36
Figura 4.1 - Fluxograma do modelo.....	38
Figura 4.2 - Identificação dos pontos de coleta, da garagem e do destino final.....	39
Figura 4.3 - Divisão em sub-região.....	39
Figura 4.4 - Rede viária com identificação dos pontos a serem visitados.....	40
Figura 4.5 - Grafo representando a rede da figura 4.4.....	40
Figura 4.6 - Grafo completo de distâncias euclidianas entre todos os pontos.....	41
Figura 4.7 - Exemplo dde ligação orientadada (arco) entre dois vértices.....	41
Figura 4.8 - Identificação do menor caminho entre a garagem e o destino final.....	43
Figura 4.9 - Identificação da primeira viagem (início na garagem término no destino final).....	43
Figura 4.10 - Identificação de todas as viagens.....	46
Figura 4.11 - Identificação de todas as viagens e do retorno a garagem: DF e Garagem - 1 Veículo e n Rotas.....	47
Figura 4.12 - Identificação de todas as viagens e do retorno a garagem: DF e Garagem - 1 Veículo e 1 Rota.....	47
Figura 4.13 - Identificação de todas as viagens: DF/Garagem.....	48

Figura 5.1a - Esboço da zona de coleta de resíduo sólido de serviços de saúde da Cidade de Curitiba	50
Figura 5.1b - Pontos de coleta hospitalar da Cidade de Curitiba	51
Figura 5.2a - Pontos coletados na segunda-feira.....	55
Figura 5.2b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de segunda-feira.....	55
Figura 5.3a - Pontos coletados na terça-feira.....	56
Figura 5.3b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de terça-feira.....	56
Figura 5.4a - Pontos coletados na quarta-feira.....	57
Figura 5.4b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de quarta-feira.....	57
Figura 5.5a - Pontos coletados na quinta-feira.....	58
Figura 5.5b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de quinta-feira.....	58
Figura 5.6a - Pontos coletados na sexta-feira.....	59
Figura 5.6b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de sexta-feira.....	59
Figura 5.7a - Pontos coletados na sábado.....	60
Figura 5.7b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de sábado.....	60
Figura 5.2c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de segunda-feira.....	63
Figura 5.3c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de terça-feira.....	64
Figura 5.4c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de quarta-feira.....	64
Figura 5.5c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de quinta-feira.....	65
Figura 5.6c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de sexta-feira.....	65
Figura 5.7c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de sábado.....	66

LISTA DE GRÁFICOS

Gráfico 3.1 - Número de operações necessárias para resolver o problema <i>A</i> e <i>B</i>	25
Gráfico 4.1 - Desempenho dos métodos em relação a solução ótima.....	45
Gráfico 5.1 - Quantidade de resíduos sólidos de serviços de saúde coletados por mês em Curitiba.....	52
Gráfico 5.2 - Distância total percorrida para coletar o lixo hospitalar de Curitiba.....	53
Gráfico 5.3 - Quantidade de lixo coletado (Kg) por cada km percorrido.....	54

LISTA DE TABELAS

Tabela 4.1 - Percentual acima do ótimo (média dos cinco exemplos).....	44
Tabela 4.2 - Percentual acima do ótimo (média dos cinco exemplos).....	45
Tabela 5.1 - Distâncias atuais percorridas por cada veículo durante a semana.....	51
Tabela 5.2 - Distâncias propostas a serem percorridas por cada veículo durante.....	62
Tabela 5.3 - Comparação em os roteiros atuais e os propostos.....	63

LISTA DE QUADROS

Quadro 1.1 - Tipos de resíduos e quantidades geradas em diferentes países.....	8
Quadro 1.2 - Composição média dos resíduos sólidos urbanos brasileiros.....	9

INTRODUÇÃO

A melhoria do nível de vida ocorrida nas ultimas décadas, os novos hábitos de consumo, o aparecimento dos materiais descartáveis, o acentuado crescimento urbano, a falta de recursos financeiros, as dificuldades de locais para destino final dos resíduos sólidos entre outras questões, agravaram sobremaneira os problemas relacionados a geração de resíduos sólidos das mais diversas origens.

Os órgãos encarregados dos serviços de limpeza pública, para atender as necessidades emergentes e manter um nível adequado de limpeza das cidades, foram ampliando o seu universo de atribuições.

Assim, no Brasil, estes órgãos, dependendo das características de cada municipalidade, passaram a exercer as mais diversas funções, tais como (OLIVEIRA, 1985):

- acondicionamento, coleta, transporte, tratamento e/ou disposição final dos resíduos sólidos, provenientes de residências, estabelecimentos comerciais e industriais, hospitais e de locais diversos (feiras, mercados, escolas, etc);
- varrição de vias e logradouros públicos e remoção dos resíduos resultantes; podendo estes procedimentos serem realizados de forma manual ou mecanizada;
- remoção de galhos e folhas resultantes da poda de árvores e arbustos, e de restos de capinação de grama de parques e jardins públicos e privados;
- limpeza geral de monumentos, escadarias, abrigos, túneis, viadutos, pontes e outros locais públicos;
- remoção e destino final (incinerar ou enterrar) de animais mortos;
- remoção de entulhos de terrenos baldios;
- desobstrução de bocas de lobo, ramais e galerias de águas pluviais, de córregos e vales;
- capinação de vias e logradouros públicos.

Entretanto, dados levantados em 1982 (GUSMÃO, 1990) sobre a situação dos serviços de limpeza pública no país mostram a precariedade dos sistemas existentes e a deficiência dos serviços, implicando em elevados custos operacionais. Os trabalhos acima evidenciaram, entre outros pontos que:

- os serviços de limpeza pública são executados em praticamente todos os municípios, sendo que aproximadamente 33% dos resíduos gerados não são coletados por estes serviços;

- há deficiências e deseconomias nos diversos sistemas de limpeza pública: a remuneração pelos serviços prestados não cobre, geralmente, os investimentos e o custeio dos serviços;
- há necessidade de treinamento de pessoal em todo os níveis para conhecimento e adoção de métodos e procedimentos que venham a permitir uma melhor eficiência dos serviços implantados;
- no que se refere à coleta e transporte, constatou-se que a manutenção e operação dos equipamentos são, de modo geral, deficientes, implicando em custos elevados de reposição;
- as soluções adotadas para as diversas fases dos serviços de limpeza urbana, principalmente no que se refere à transferência, transporte secundário e destino dos resíduos, são equacionados sem um planejamento que integre as várias fases dos serviços.

Entre as atribuições dos órgãos encarregados do serviços de limpeza pública, a coleta é a que consome o maior volume de recursos. Conforme A. V. Chiplunkar, S. L. Mehndiratta e P. Khanna (CHIPUNKAR, MEHNDIRATTA E KHANNA, 1981), na Índia, 40 a 50% do total dos recursos, utilizados nos serviços relacionados à gestão dos resíduos sólidos, são destinados para a realização da coleta destes materiais.

Nos Estados Unidos, de acordo com J. W. Male e J. C. Liebman (MALE E LIEBMAN, 1978) uma grande parte do orçamento municipal é destinada aos serviços de limpeza pública, sendo que 75% a 85% destes recursos estão envolvidos somente com o processo de coleta.

Igualmente no Brasil, a maior preocupação dos órgãos de gerenciamento dos serviços de limpeza pública, principalmente por seu alto custo e o grau de dificuldade de realização, é o processo de coleta.

O processo de coleta por sua vez, está relacionado com vários fatores, como: pessoal de coleta, frota de veículos coletores, relacionamento público, frequência e horário de coleta, determinação dos roteiros e outros. Desta forma, para o planejamento adequado deste processo, estes fatores devem ser estudados e dimensionados de maneira a obter um sistema que funcione de forma integrada. Assim, otimiza-se a utilização dos recursos e presta-se a comunidade um serviço de boa qualidade.

Entre os fatores que compreendem o sistema de coleta, a determinação dos roteiros é ainda realizada, na maioria das cidades, de forma bastante empírica.

Quando se analisa o processo de coleta, verifica-se que para realizar o conjunto de viagens diárias de coleta, cada veículo percorre coletando, dentro de uma determinada área um conjunto de ruas ou trechos de ruas, até preencher sua capacidade de carga. Com o preenchimento da carga, o veículo é encaminhado a um local onde o seu compartimento de

carga é descarregado. Se ainda houver resíduos não coletados dentro desta área, a equipe com o veículo coletor encaminha-se para o local onde encerrou a viagem anterior e inicia outra viagem e, assim sucessivamente até o encerramento da coleta na área determinada.

Verifica-se que na maioria das cidades, o volume de resíduos gerados diariamente ou em certos períodos do ano cresce sensivelmente. Esta variação, se mantidos fixos os roteiros planejados, promoverá um aumento no número de viagens de coleta e conseqüentemente no comprimento percorrido em vazio (sem preencher a carga completa do veículo coletor), além de dificultar a otimização da utilização da capacidade de carga dos veículos coletores.

Constata-se, desta forma, que no planejamento dos roteiros de coleta não basta otimizar os percursos que os veículos devem percorrer dentro de cada área, mas também, a utilização da capacidade de carga da frota de veículos.

Existem dois tipos de coleta: coleta convencional e coleta especial. Na coleta convencional o veículo coletor passa por todas as ruas de área definida. Na coleta especial o veículo coletor passa por pontos previamente definidos dentro de uma área de atuação. A coleta especial, de modo geral, é constituída pela coleta de resíduos de serviços de saúde, de caixas coletoras tipo *brooks* ou *dempster* e, ainda, de eventuais solicitações para remoção de entulhos em geral (coleta por containers).

Face a estas constatações, este trabalho estabelece como objetivo global a elaboração de uma metodologia para determinar o conjunto de viagens para a coleta resíduos sólidos de serviços de saúde, realizados pelos veículos coletores, dentro de uma área previamente estabelecida.

Por outro lado, foram considerados as seguintes situações:

- o local da garagem e o local de descarga dos veículos coletores podem estar localizados no mesmo local ou em locais distintos;
- a frota pode ter veículos de capacidade de carga heterogênea;

Por sua vez, este trabalho restringir-se-á ao planejamento dos roteiros para a coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde dentro de uma área previamente definida. Portanto, para atingir os objetivos propostos o trabalho foi estruturado em seis capítulos:

O primeiro capítulo apresenta resumidamente o sistema gerencial de resíduos sólidos urbanos, visando identificar a posição do processo de coleta e a importância do planejamento do mesmo no contexto deste sistema.

O segundo capítulo apresenta os aspectos básicos da teoria dos grafos, no qual se pretende conceituar as principais definições necessárias ao trabalho e, portanto, útil para a sequência dos capítulos posteriores.

O terceiro capítulo revisa o conjunto de propostas e sugestões específicas de modelos para o planejamento roteiros de veículos, ou seja, define o estado da arte em roteirização de veículos.

O quarto capítulo apresenta o modelo de planejamento de coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde, através de um algoritmo que permite a realização deste planejamento, em função de características específicas.

O quinto capítulo, através do planejamento do processo de coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde aplicado à cidade de Curitiba/PR, avalia a eficiência do modelo.

O sexto e último capítulo relaciona as conclusões obtidas através do desenvolvimento e aplicação do modelo e as recomendações relativas a continuidade do trabalho, assim como, a sua adequação e utilização em planejamento de sistemas semelhantes.

CAPÍTULO I

1 - GENERALIDADES SOBRE RESÍDUOS SÓLIDOS URBANOS

1.1 - Introdução

As atividades gerenciais relacionadas aos resíduos sólidos, segundo TCHOBANOGLIOUS (1977), compreendendo desde a geração até as técnicas de disposição final destes, podem ser agrupadas em seis elementos funcionais, como apresentado na figura 1.1. Considerando cada elemento separadamente, é possível: (1) identificar os aspectos fundamentais estes materiais e suas interrelações e (2) desenvolver, quando possível, relações quantificáveis para efeito de comparações técnicas, análises e avaliações.

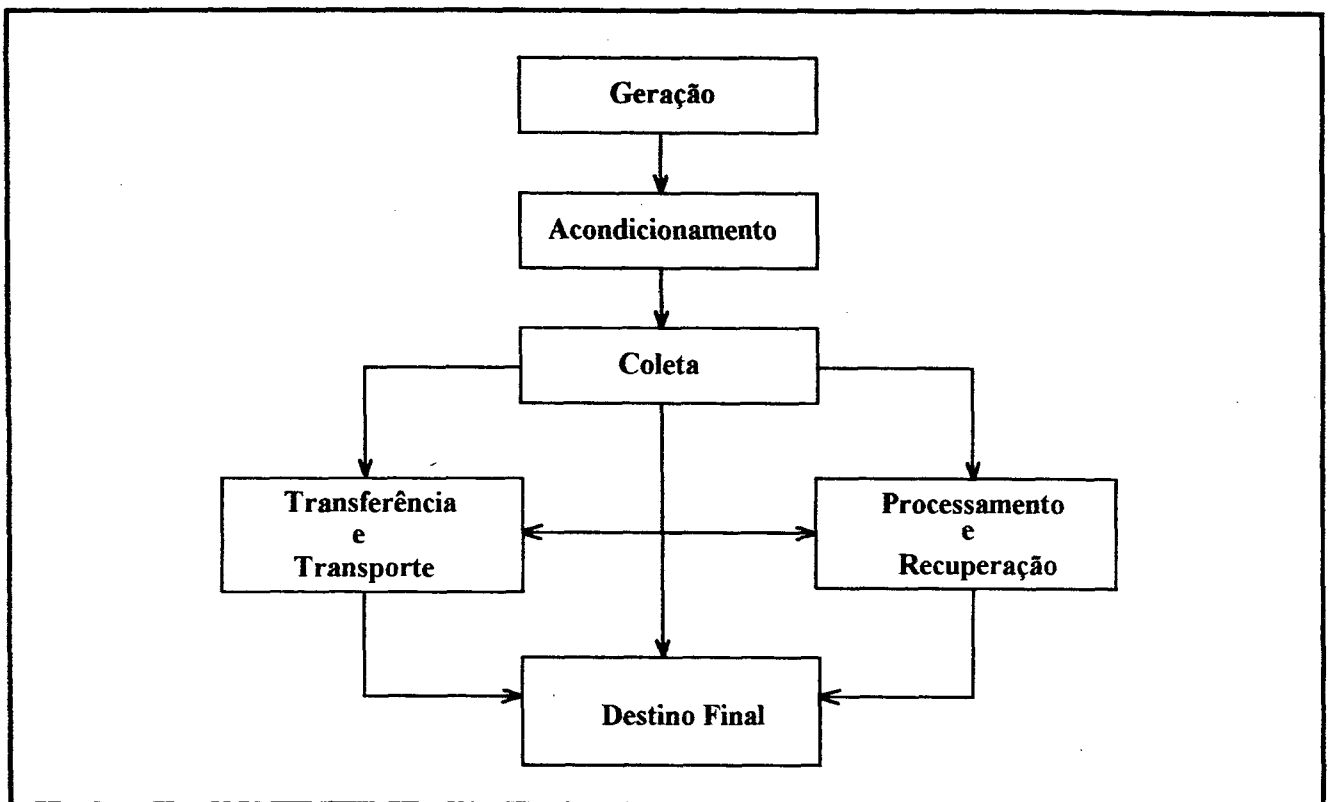


Figura 1.1 - Diagrama simplificado mostrando as interrelações dos elementos funcionais no sistema gerencial de resíduos sólidos.

A separação em elementos funcionais apresenta aspectos importantes pois permite o desenvolvimento de uma estrutura que facilita a avaliação do impacto de alterações propostas e de futuros avanços tecnológicos. A combinação destes elementos, por sua vez,

forma os conhecidos sistemas de gerenciamento de resíduos sólidos. A proposta deste capítulo é descrever brevemente estes elementos e, em seguida, apresentar as tecnologias atualmente utilizadas para a realização dos processos operacionais.

1.2 - Geração dos Resíduos Sólidos

Considerada como a primeira fase a ser estudada no conjunto que constitui o sistema gerencial de resíduos sólidos, a geração compreende aquelas atividades nas quais os materiais são identificados como não tendo mais valor econômico positivo e então colocados à disposição dos serviços de coleta e eliminação de uma cidade. O importante na geração dos resíduos é precisar que existe um grau de identificação e este varia para cada indivíduo.

1.2.1 - Definição de resíduos sólidos

Vários autores propõem diferentes definições para os resíduos sólidos gerados nas aglomerações urbanas, como as propostas por OLIVEIRA (1985), TCHOBANOGLOUS (1977) e PHILIPPI JÚNIOR (1986). Em um trabalho elaborado para a Fundação Getúlio Vargas-FGV e coordenado por PINTO (1979), elaborou-se a seguinte definição de resíduos sólidos : "os resíduos podem ser objetos que não mais possuem valor ou utilidades, porções de materiais sem significação econômica, sobras de processamentos industriais ou domésticos a serem descartados, enfim, qualquer coisa que se deseja jogar fora". Da mesma forma que a definição, a classificação dos resíduos sólidos também possui uma conotação pessoal de cada autor, mas todos, por sua vez, classificam-nos em função da sua fonte geradora.

1.2.2 - Classificação dos Resíduos Sólidos

De acordo com AISSE, OBLADEN E SANTOS (1985), os resíduos urbanos podem ser classificados nos seguintes tipos principais, conforme sua origem : domésticos, comerciais e industriais, de varrição, de serviços de saúde e especiais.

a) Resíduos domésticos - são aqueles gerados nos domicílios e residências, cujos componentes principais são: papel, papelão, vidro, metais, plásticos, restos de alimentos, folhas de plantas ornamentais, trapos e couros. Esporadicamente, pode-se encontrar peças de mobiliário, aparelhos domésticos, etc.

b) Resíduos comerciais - a composição desses resíduos depende basicamente da natureza do estabelecimento gerador. Nos escritórios e estabelecimentos comerciais são geradas grandes quantidades de papeis e nos restaurantes e hotéis, restos de alimentos.

c) Resíduos industriais - compreendem os resíduos provenientes das atividades de produção, cuja composição varia notavelmente segundo o tipo de indústria. Para serem

classificados como urbanos, não são considerados tóxicos ou perigosos. Estes resíduos, normalmente não são coletados pelo sistema de limpeza pública.

c) Resíduos dos serviços de saúde - são os resíduos sólidos que, em virtude de suas características, demandam cuidados e métodos especiais na sua coleta, transporte e disposição. Compreendem os resíduos infectantes (material de locais de isolamento, material biológico, sangue humano e hemoderivados, resíduos cirúrgicos e anátomo-patológicos, perfurantes, animais contaminados), especiais (resíduos radiativos, farmacêuticos, resíduos químicos perigosos) e comuns (composto por resíduos que não se enquadrem em nenhuma das categorias anteriores).

d) Resíduos de varrição - são os resíduos resultantes da limpeza de logradouros e vias públicas. A composição destes resíduos é bastante diversificada, pois a mesma depende de uma grande quantidade de fatores, como: educação da população, arborização das vias públicas, estação do ano.

e) Resíduos especiais - são os resíduos que não foram enquadrados nos casos anteriores e, e, especial, aqueles provenientes de: limpeza de galerias pluviais, poda, animais mortos, resíduos volumosos, outros.

A classificação dos resíduos sólidos em função da fonte de geração e das quantidades geradas em alguns países industrializados podem ser observado no quadro 1.1.

No Brasil, a geração é uma etapa do gerenciamento de resíduos sólidos que recebe ainda pouca atenção. No futuro, porém, provavelmente será exercido um maior controle sobre esta etapa. Por exemplo, do ponto de vista econômico, o melhor local para classificar os materiais que compõem estes resíduos, objetivando recupera-los, é na própria fonte geradora. Nos países desenvolvidos já ocorre um controle mais efetivo sobre esta etapa, conforme TCHOBANOGLIOUS (1977), onde os habitantes estão cada vez mais cientes da importância da separação de certos materiais, tais como: papel e papelão, lata, recipientes de alumínio e garrafas.

Em algumas cidades brasileiras, experiências de separação dos componentes na própria fonte geradora estão mostrando bons resultados, como por exemplo: o Programa Beija-Flor na cidade de Florianópolis/SC (DIRIGENTE MUNICIPAL, 1988), a experiência desenvolvida em um bairro de classe média alta de Niterói/RJ (EIGHEER, 1986) e o programa "lixo que não é lixo" na cidade de Curitiba/PR (DIRIGENTE MUNICIPAL, 1989).

Quadro 1.1 - Tipos de resíduos e quantidades geradas em diferentes países.

	Países de baixa renda (1)	Países de alta renda (2)	Países industrializados
Geração de dejetos (kg/hab.d)	0,4 - 0,6	0,5 - 0,9	0,7 - 1,8
Densidade (peso seco - kg/m ³)	250 - 500	170 - 330	100 - 170
Umidade (% de peso úmido no ponto de geração)	40 - 80	40 - 60	20 - 30
COMPOSIÇÃO (% peso úmido)			
papel	1 - 10	15 - 40	15 - 40
vidros, cerâmicas	1 - 10	1 - 10	4 - 30
metais	1 - 5	1 - 5	3 - 13
plásticos	1 - 5	2 - 6	2 - 10
couros, borracha	1 - 5	-	-
madeira, osso	1 - 5	-	-
têxteis	1 - 5	2 - 10	2 - 10
veg. putresc.	40 - 85	20 - 65	20 - 50
inertes	1 - 40	1 - 30	1 - 20
partículas	5 - 35	-	10 - 85

(1) países com renda *per capita* ≤ US\$ 360 (1978)

(2) países com renda *per capita* entre US\$ 360 e US\$ 3.500

Fonte: Banco Mundial, VASCONCELOS BARROS, 1993

1.2.3 - Características dos resíduos sólidos

As características qualitativas e quantitativas dependem de inúmeros fatores. O volume ou a massa de resíduos, assim como sua composição e massa específica, diferem de um país para outro, de uma cidade para outra e dentro das próprias cidades, de um bairro para outro. Os fatores que mais influenciam nas características dos resíduos são: o grau de desenvolvimento econômico, as tradições culturais, localização geográfica, distribuição das áreas verdes, etc.

a) **Composição** - a composição dos resíduos é um parâmetro fundamental na determinação do destino final. Nos países desenvolvidos, em função do grande percentual de componentes que conferem a estes resíduos um elevado poder calorífico e face a baixa umidade, os técnicos indicam a incineração como uma das técnicas mais adequadas de destino final. Ver composição e humidade dos resíduos sólidos no Brasil no quadro 1.2.

Quadro 1.2 - Composição média dos resíduos sólidos urbanos brasileiros.

Resíduo Sólido	Composição	Humidade
Plástico: duro (PVC,PS) (20%) mole (PE, ...) (80%)	$5,5 \pm 1,5 \%$	3 %
Borracha	$1 \pm 0,5 \%$	1 %
Couro	$1 \pm 0,5 \%$	1 %
Panos	$3 \pm 1 \%$	60 %
Vidro	$3 \pm 1 \%$	-
Metais: ferrosos (90%) não ferrosos (10%)	$3 \pm 1 \%$	-
Cerâmica, pedras, ...	$2 \pm 1 \%$	-
Papel (84%) Papelão (16%)	$21 \pm 7 \%$	50 %
Osso	0,5 %	-
Madeira	$1,5 \pm 1 \%$	-
Matéria orgânica/Agregado fino	$59 \pm 15 \%$	65 %
Umidade	$60 \pm 10 \%$	-

Fonte: ROUSSEAU E CASTILHOS, 1989

b) Quantidade de resíduos - a massa ou o volume diário de resíduos gerados por habitantes é o principal parâmetro no dimensionamento da capacidade de carga da frota de coleta. No Brasil, segundo T. Yoshimura (DIRIGENTE MUNICIPAL, 1990), cada habitante gera, em média de 0,5 a 1 Kg de resíduos por dia. Pesquisadores da Universidade Estadual de Maringá (SEIC, 1986 E SUDESUL, 1988), verificaram que no Paraná, as pequenas e médias cidades estão coletando quantidades de resíduos abaixo da média prevista para o País.

c) Peso Específico - a massa específica dos resíduos sólidos, em função dos diferentes parâmetros que influenciam a geração dos mesmos, difere de uma cidade para outra, de um bairro para outro, e também de um dia para outro, ou seja, é uma variável extremamente aleatória. De acordo com PINTO COELHO (1989), para resíduos sólidos domésticos no momento da coleta a massa específica varia entre 196 Kg/m^3 e 450 Kg/m^3 , com um valor médio de 226 Kg/m^3 . Para os resíduos dos serviços de saúde o peso específico, segundo dados da CETESB, é de 245 Kg/m^3 .

1.3 - Acondicionamento

O acondicionamento constitui a primeira etapa do processo de remoção do resíduos sólidos. Para isto, são utilizados diversos recipientes, tais como: vasilhas domiciliares, tambores, sacos plásticos, sacos de papel, containers comuns, containers basculantes, etc. Entre estes, os sacos plásticos são, na maioria das cidades brasileiras, os mais utilizados. No que se refere as embalagens para resíduos infectantes, estas tem que observar os requisitos

estipulados pela legislação em vigor, no que se refere a cor destas embalagens e, igualmente, aos símbolos específicos para diferenciar estes tipos de resíduos de outros.

1.4 - Coleta

Os resíduos, após o seu acondicionamento, são depositados em locais apropriados ou nas vias públicas para serem posteriormente coletados. A composição unitária de coleta consiste em remover os resíduos dos locais onde foram acondicionados. Portanto, esta operação engloba desde a partida do veículo, de sua garagem, e inclui todo o percurso gasto na viagem, sendo este produtivo ou não. Inúmeros fatores estão relacionados com o processo de coleta, desde os aspectos sanitários e de segurança, até os econômicos e culturais.

1.4.1 - Objetivos da Coleta

Os resíduos sólidos em função de sua composição e de seu volume, passam a ocasionar problemas a partir dos locais onde são gerados. Devido, freqüentemente, a existência de matéria orgânica em sua composição, estes resíduos são utilizados como substrato para proliferação de moscas, mosquitos, baratas e roedores. Estes vetores são responsáveis por transmissão de inúmeras doenças aos seres humanos e aos animais. Além disso, a decomposição da matéria orgânica libera para o ambiente odores desagradáveis.

A operação de coleta, desta forma, visa recolher todos os resíduos sólidos gerados pela comunidade, de forma organizada, segura e econômica e, depositá-los em locais de tratamento, ou em estações de transbordo, ou encaminhá-los para a disposição final. Desta maneira, o aspecto estético, de saúde pública e de conforto das vias públicas são mantidos ou melhorados, evitando a proliferação de vetores, riscos de acidentes, poluição do meio ambiente, etc.

1.4.2 - Tipos de coleta

A coleta normalmente divide-se em dois tipos :

1.4.2.1 Sistema convencional de coleta

Este tipo está associado a coleta dos resíduos domiciliares, comerciais, de limpeza das vias públicas, etc. Em função do tipo de acondicionamento feito pela comunidade, pode ser realizado de duas formas:

a1) Coleta ao longo das vias públicas - neste tipo de coleta o veículo coletor percorre todas as ruas, onde os resíduos são dispostos para os serviços de coleta, normalmente em pequenos recipientes. Este processo é realizado observando-se a freqüência necessária, o período do dia mais adequado, além de outros parâmetros.

a2) Coleta de containers - neste caso, o veículo coleta os resíduos armazenados em determinados pontos específicos, os quais, possivelmente preenchem a carga do veículo. Este tipo é utilizado para a coleta de resíduos de feiras livres, de supermercados, etc. Em alguns países desenvolvidos, a coleta dos resíduos domiciliar, também é realizada desta forma.

1.4.2.2 Sistema Especial de coleta

Todos os resíduos contaminados, a exemplo dos resíduos dos serviços de saúde são coletados por este sistema. Neste caso, os resíduos são acondicionados em recipientes específicos e coletados de forma separada de outros tipos de resíduos urbanos e, igualmente, por veículos utilizados somente para este tipo de atividade. O processo utilizado é semelhante ao de coleta de containers, isto é, o sistema ponto a ponto que coleta em locais específicos.

1.4.3 - Veículos coletores

De forma precária ou de acordo com a tecnologia mais moderna, a coleta dos resíduos sólidos urbanos vem sendo realizada em praticamente todos os municípios brasileiros. Os tipos de veículo coletores são os mais diversos, sendo ou não motorizados. A escolha dos veículos coletores, na maioria das cidades brasileiras, é um processo ainda realizado de uma forma bastante empírica. G. L. Mansur (ENGENHARIA SANITÁRIA, 1987), defende que o sistema de coleta de resíduos sólidos seja dimensionado de acordo com as peculiaridades de cada bairro, de cada região, de cada cidade. Conforme Mansur, "não há sentido em ter um caminho compactado em locais de baixa concentração de resíduos quando, muitas vezes, um caminho comum poderia tranquilamente resolver o problema, com manutenção muito mais simples e com um investimento bem menor".

Técnicos da área (DIRIGENTE MUNICIPAL, 1988a), observam que para atender cidades com pequenas populações, os coletores tipo prefeitura são os mais indicados, enquanto que para as cidades maiores, os coletores compactadores são os aconselháveis. De acordo com os técnicos da COMLURB - Companhia Municipal de Limpeza Urbana - RJ (ENGENHARIA SANITÁRIA, 1987), o retrato fiel de uma coleta de resíduos sólidos nem sempre registra modernos veículos ou equipamentos complicados. No Rio de Janeiro, em alguns morros, os resíduos são coletados através da utilização de veículos com tração animal e, em outros, com a utilização de microtratores.

Conforme os técnicos de CETESB - Companhia de Tecnologia de Saneamento Ambiental (PHILIPPI JÚNIOR, (1986), a escolha dos veículos coletores e as dimensões dos serviços, variam de acordo com o tamanho, características e condições das comunidades. É de máximo interesse analisar as peculiaridades, vantagens e desvantagem dos veículos coletores em relação às comunidades, aos serviços, aos funcionários, às condições da entidade

responsável, enfim, características gerais de interesse sanitário, econômico, estético e de segurança.

1.5 - Transferência e Transporte

A operação unitária de transporte compreende o deslocamento de ida do veículo ao local de disposição, para descarga dos resíduos, e o seu retorno ao primeiro ponto da próxima viagem de coleta. Esta operação inclui, conseqüentemente, o tempo total da viagem, desde o último ponto de coleta ao local da disposição e o retorno ao primeiro ponto de coleta da próxima viagem. Quando for necessário, por questão econômicas, realizar a transferência dos resíduos do veículo coletor para transportador, ocorrerão dois processos distintos de transporte: a) transporte do último ponto de coleta, como descrito acima, à estação de transferência e o retorno ao primeiro ponto da próxima viagem de coleta; b) transporte dos resíduos da estação de transferência ao local de destino final. Quando os resíduos são reciclados em estações de tratamento ou incinerados, pode ocorrer ainda a necessidade de transportar os resíduos resultantes destes processos para um aterro sanitário.

1.5.1 - Veículos para transporte a grandes distâncias

A partir do momento em que os locais de disposição final dos resíduos sólidos situam-se muito distantes dos locais onde os mesmos foram gerados, o transporte destes, pelos próprios veículo coletores passa a ser extremamente oneroso. Desta forma, uma análise econômica, deve ser realizada para determinar a necessidade do transporte destes resíduos por veículo de grande capacidade.

1.5.2 - Estação de transferência ou transbordo

Quando definido, através de análises econômicas, a utilização do transporte dos resíduos por veículos com capacidades maiores, a municipalidade deverá construir locais onde os veículos coletores transferirão os resíduos coletados aos veículos transportadores. Estes locais são denominados de estação de transbordo ou transferência. A localização da estação de transferência, como apresentado por PHILIPPI JÚNIOR (1986), deve ser realizada observando os seguintes itens:

- localizá-la o mais próximo possível do centro de massa da área a ser coletada;
- localização conveniente em relação às vias de transporte;
- concentração em local que possibilite o mínimo de objeção da comunidade em relação às operações de transferência;
- localização em ponto onde a construção e operação sejam mais econômicas;

- possibilidade de adoção de soluções conjuntas, agrupando comunidades, no que concerne à disposição final dos resíduos sólidos.

Além destas preocupações, a administração de serviços públicos deverá atender condições de estética e higiene para a instalação e operação das estações de transferência.

1.6 - Processamento e Recuperação

Conforme TCHOBANOGLIOUS (1977), a etapa de processamento e recuperação inclui todas as técnicas, equipamentos, e infra estruturas utilizadas para promover a eficiência de outros elementos funcionais e recuperar materiais utilizáveis, ou converter os resíduos em produtos ou em energia calorífica.

Como pode ser observado na etapa de geração, em função da composição dos resíduos sólidos, certas técnicas de processamento e recuperação foram as formas mais indicadas de destino final dos resíduos sólidos. Na realidade, o processo de incineração e o processo de reciclagem e compostagem, por mais eficientes que sejam sempre acabam gerando subprodutos (resíduos de segunda geração). Desta forma o enquadramento dos mesmos como forma de destino final pode não ser o mais adequado.

Várias técnicas de processamento e recuperação foram desenvolvidas. TCHOBANOGLIOUS (1977), classificou-as em 5 principais tipos: (1) redução mecânica de volume (compactação), (2) redução química de volume (incineração), (3) redução mecânica da granulometria (trituração), (4) separação dos componentes (manual ou mecânica) e (5) secagem.

Na prática, o que se observa na maioria dos sistemas de processamento e recuperação, é uma combinação destas técnicas. Estas por sua vez, são aplicadas praticamente em todas as etapas do sistema de gerenciamento de resíduos. Por exemplo, nas etapas de acondicionamento, coleta, transporte e destino final, a técnica de compactação dos resíduos pode ser utilizada.

Finalmente, pode-se admitir que as principais técnicas de pré-tratamento dos resíduos urbanos, como visto anteriormente, fazem igualmente parte das técnicas de eliminação destes materiais, via incineração, ou compostagem ou ainda via aterro sanitário.

1.7 - Conclusão

O presente capítulo apresentou, em forma resumida as etapas que compõem o sistema de gerenciamento de resíduos sólidos. Assim, foram descritos os fatores que influenciam decisivamente nos processos de geração, no acondicionamento e, igualmente na coleta dos resíduos sólidos urbanos. Por outro lado, procedeu-se uma descrição dos principais

elementos dos processos de transferência e de transporte destes resíduos, assim como nas etapas fundamentais de processamento e de recuperação dos mesmos. Finalmente, verificou-se em função de vários parâmetros, as técnicas mais utilizadas para a disposição final destes resíduos.

Desta forma, este capítulo apresentou a composição do sistema, as principais funções e necessidades de cada etapa e, as interligações entre estas. Observa-se que a etapa de coleta, em função das suas características, é a mais dispendiosa do ponto de vista econômico, a qual, por sua vez, engloba o procedimento de roteamento, objeto de estudo deste trabalho e que na maioria das vezes é realizada de forma bastante empírica. Como foi observado nesta etapa de coleta, esta pode ser realizada de duas maneiras, o sistema de coleta de resíduos não contaminados e o sistema especial de coleta, destinado a coleta dos resíduos dos serviços de saúde.

CAPÍTULO II

2 - NOÇÕES BÁSICAS

O propósito deste capítulo é familiarizar-se com os conceitos básicos da teoria dos grafos relevantes ao trabalho, e que serão úteis no decorrer dos demais capítulos. Estas definições podem ser encontradas em CHRISTOFIDES (1975), BOAVENTURA NETO (1979), GONDRAN E MINOUX (1984), RABUSKE(1992). Anteriormente é mostrado num exemplo simples como é realizado o mapeamento de uma rede viária para uma representação em um grafo (ver figura 2.1). A representação por grafos se constitui numa ferramenta muito simples, natural e poderosa em pesquisa operacional em geral e especificamente em problemas de roteamento.

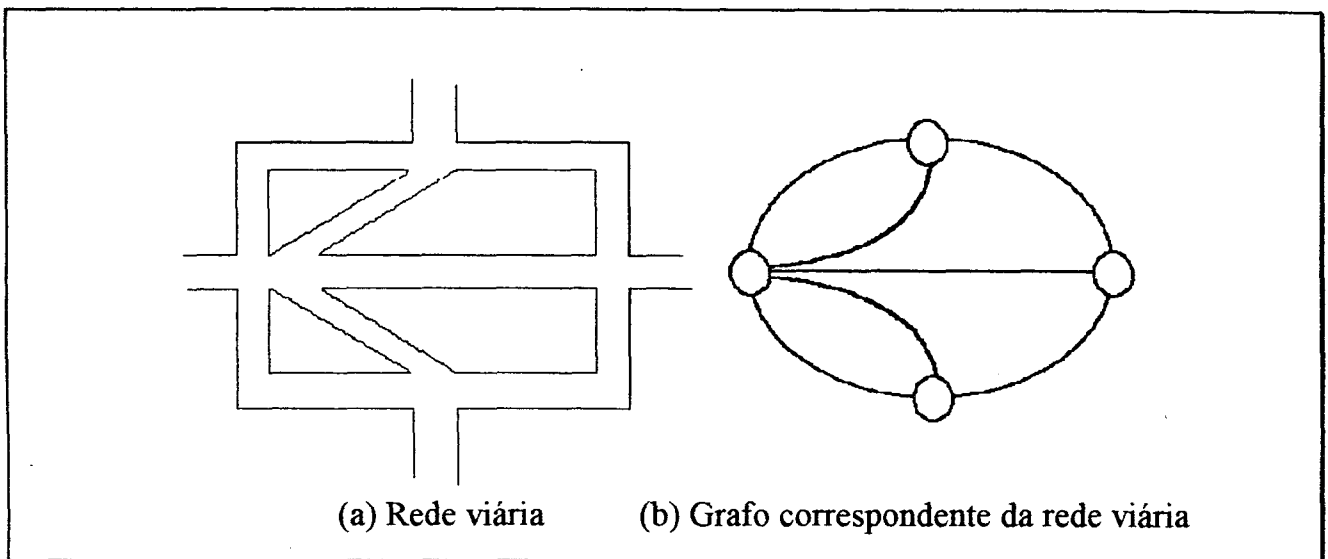


Figura 2.1 - Representação de uma rede viária e seu grafo

2.1 - Definições

Seja V um conjunto finito e não vazio, e E uma relação binária sobre V . Os elementos de V são representados por pontos. O par ordenado $(v, w) \in E$, (ou simplesmente vw), onde $v, w \in V$, é representado por uma linha ligando v a w . Tal representação de um conjunto V e uma relação binária sobre o mesmo, é denominada um **grafo** $G(V, E)$.

Em outras palavras, um grafo G é definido como sendo um par ordenado (V, E) , onde V é um conjunto e E uma relação binária sobre V . Os elementos de V são denominados de **vértices** ou **nós**, e os pares ordenados de E são denominados de **arestas** ou **arcos** do grafo. Quando as linhas possuem orientação, usualmente representado por uma seta, essas linhas são chamadas de arcos. Se as linhas não tem orientação elas são chamadas de arestas. Uma aresta/arco é dita **incidente** com os vértices que ela liga. Uma aresta/arco incidente a um único vértice é denominada um **laço**. Dois vértices são ditos **adjacentes**, se eles estão ligados por uma aresta/arco.

A figura 2.2 mostra uma representação geométrica do grafo $G(V, E)$, onde $v5$ é um vértice isolado e a aresta $(v1, v1)$ é um laço.

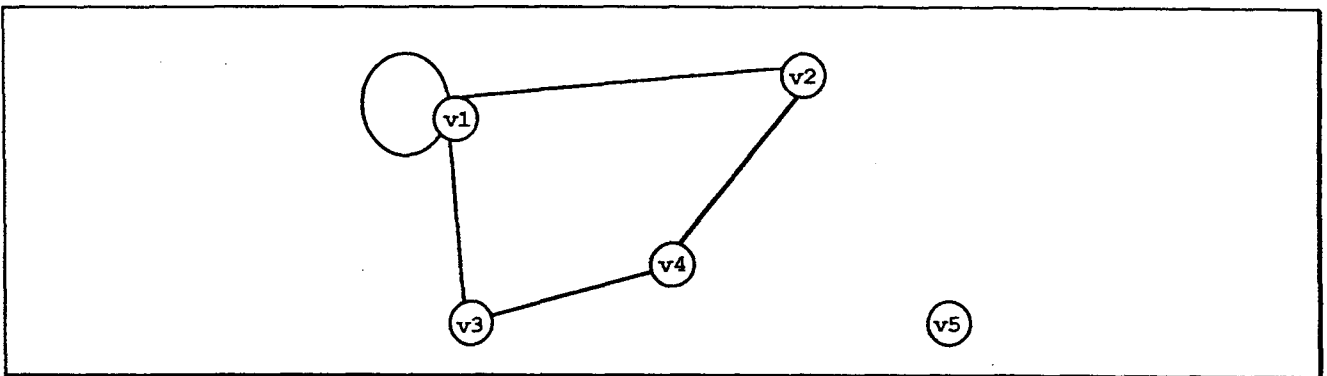


Figura 2.2 - Grafo $G(V, E)$

Duas arestas/arcos que incidem sobre o mesmo vértice são ditas adjacentes. Se existem duas arestas/arcos $e_i = (v, w)$ e $e_j = (v, w)$, então diz-se que e_i e e_j são **arestas paralelas**.

Se um grafo possui laços e/ou arestas/arcos paralelas, então este grafo é denominado um **multigrafo**. Em caso contrário, diz-se que o **grafo é simples**.

Um grafo simples, em que cada par distinto de vértices é adjacente, é denominado **grafo completo**. O grafo completo de n vértices é usualmente representado por K_n , é denominado **clique**. Todo grafo completo de n vértices possui $m = \binom{n}{2}$ arestas/arcos.

Um grafo é dito **dirigido** (ou **digrafo**), se possuir arcos (linhas com orientação). Em caso contrário o grafo é não dirigido. Claramente, um grafo não dirigido é uma representação de um conjunto e uma representação simétrica binária sobre esse conjunto. Em um grafo não dirigido, uma aresta ligando dois vértices v e w pode ser representada por (v, w) ou (w, v) indistintamente.

Um grafo é dito **conexo** se for possível visitar qualquer vértice, partindo de um outro e passando por arestas/arcos. Esta visita sucessiva é denominada **caminho**.

Formalmente, diz-se que um grafo G é **conexo**, se existe pelo menos um caminho entre qualquer par de vértices em G . Em caso contrário, G é dito **não conexo**. Por exemplo, o grafo da figura 2.4 (a) é conexo e o de 2.4 (b) é não conexo.

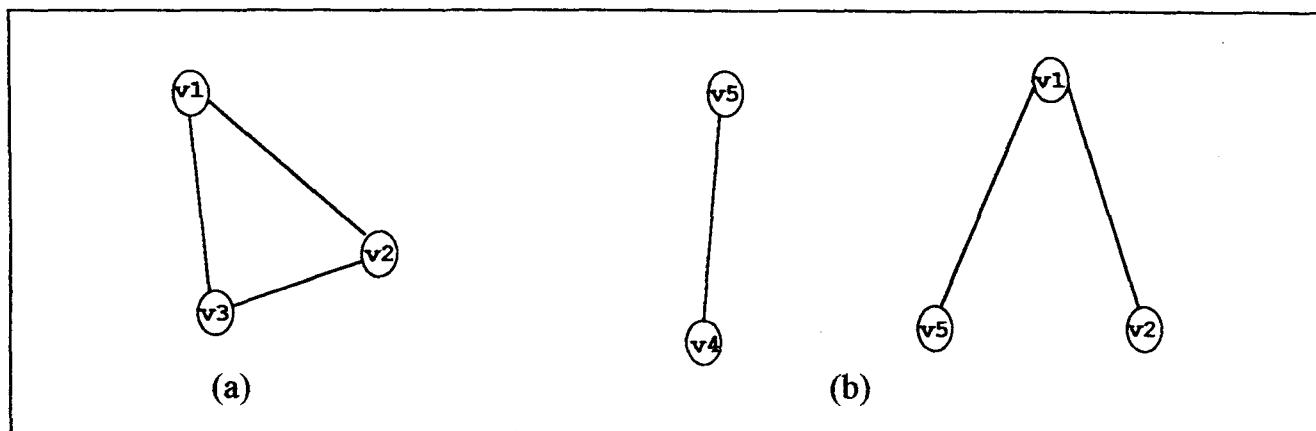


Figura 2.3 - Grafo conexo (a) e grafo não conexo (b)

2.2 - Representação de Grafos

A representação mais familiar de um grafo é através do desenho de pontos e linha. Em computadores o grafo pode ser representado de diversas maneiras. A eficiência do algoritmo vai depender da escolha certa de como representar um grafo.

Matriz de custo

Um grafo, no qual um número d_{ij} está associado a cada aresta/arco, é denominado **grafo valorado** e o número d_{ij} é chamado o custo da aresta/arco. Em rede de comunicação ou transporte estes custos representam alguma quantidade física, tal como distância, eficiência, capacidade da aresta/arco.

Um grafo simples valorado pode ser representado por sua matriz de custo $D = [d_{ij}]$, onde:

$$D_{ij} = \begin{cases} \text{custo da aresta / arco, se } (v_i ; v_j) \in E; \\ 0 \text{ ou } \infty, \text{ caso contrário.} \end{cases}$$

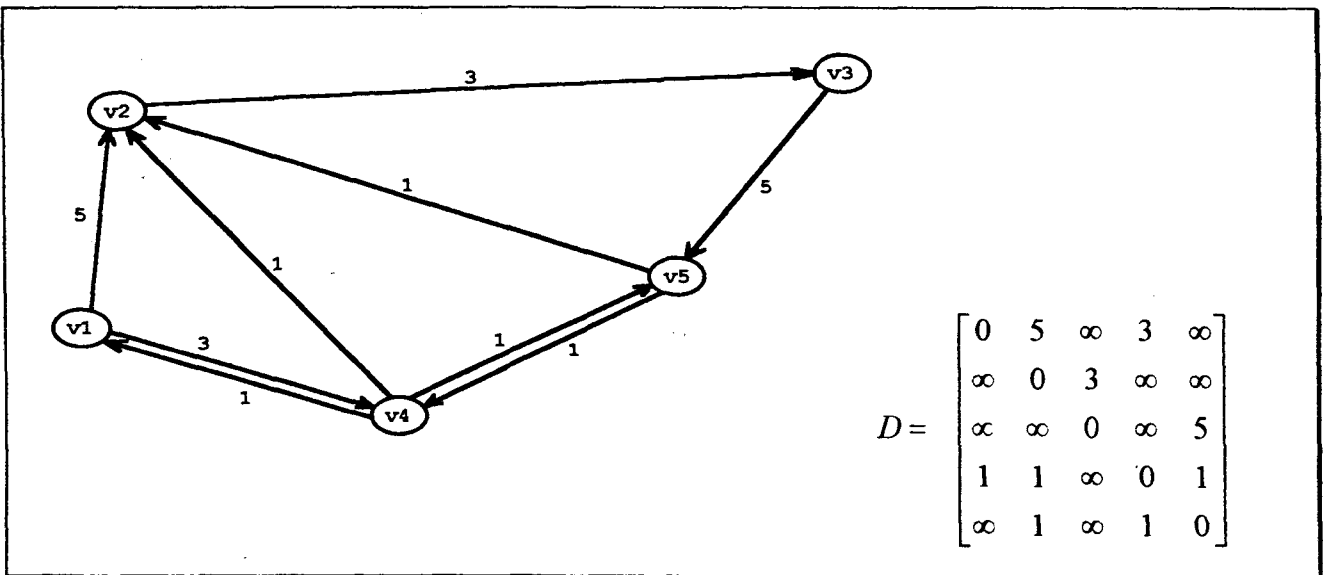


Figura 2.4 - Grafo $G(V,E)$ e sua representação pela matriz de custo correspondente

2.3 - Ciclos e Caminhos Hamiltonianos

Um ciclo hamiltoniano em um grafo conexo G é definido como um caminho simples fechado, isto é, passa-se em cada vértice de G exatamente uma vez, exceto naturalmente no vértice inicial que é considerado também vértice terminal. Portanto um ciclo hamiltoniano em um grafo de n vértices consiste de exatamente n arestas/arcos.

Define-se caminho hamiltoniano como sendo um caminho simples. O comprimento do caminho hamiltoniano em um grafo conexo de n vértices é $n - 1$. Nota-se que nem todo grafo conexo possui um caminho hamiltoniano.

2.4 - Grafos e Caminhos Eulerianos

Um grafo conexo G é um grafo euleriano, se e somente se, todos os seus vértices são de grau par. Se um grafo G for euleriano então é possível achar um caminho fechado, passando em cada aresta/arco uma única vez, este caminho é denominado caminho euleriano.

2.5 - Menores Caminhos em Grafos

Se o problema for determinar o menor caminho entre os vértices v_i e v_j , sem restrição, então pode-se utilizar o algoritmo de Floyd ou o algoritmo de Floyd Modificado.

2.5.1 - Algoritmo de Floyd

É um algoritmo matricial, que aceita valores negativos para as arestas/arcos, mas a possibilidade de ciclos absorventes exige precaução na avaliação dos resultados.

Idéia Básica: Constrói-se uma matriz D^0 de custo das arestas/arcos, onde os laços possuem custo zero e à não existência de arestas/arcos atribui-se o custo infinito.

O algoritmo constrói, sucessivamente, n matrizes a partir de D^0 , através de modificações efetuadas de acordo com a seguinte expressão

$$d_{ij}^k = \text{MIN} \left[d_{ik}^{k-1}, \left(d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1} \right) \right]$$

Para a determinação do caminho, parte-se do final para o início, levando-se em conta os vértices intermediários incluídos durante o processo (observe que quando se trabalha com o computador, é necessário que as substituições sejam anotadas, uma vez que cada matriz apaga a anterior).

Passos do Algoritmo de Floyd

Considere que a matriz de custo foi iniciada de tal modo que $d_{ii} = 0$ para todo $i = 1, 2, 3, \dots, n$ e que $d_{ij} = \infty$, quando não existe a aresta/arco (x_i, x_j) .

P1. Faça $k = 0$;

P2. Faça $k = k + 1$;

P3 Para todo $i \neq k$ tal que $d_{ik} \neq \infty$ e todo $j \neq k$ tal que $d_{kj} \neq \infty$ faça

$$d_{ij}^k = \text{MIN} \left[d_{ik}^{k-1}, \left(d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1} \right) \right]$$

P4. [Teste de finalização]

- Se algum $d_{ii} < 0$, então existe um ciclo de custo negativo contendo o vértice x_i , e não existe solução possível. Pare.
- Se todo $d_{ii} \geq 0$ e $k = n$, a solução foi achada, e $[d_{ij}]$ fornece os comprimentos de todos os menores caminhos. Pare.
- Se todo $d_{ii} \geq 0$ mas $k < n$, então retorne a P2.

2.5.2 - Floyd Modificado

Considere a matriz de custo $D[n,n]$ definida como no algoritmo de Floyd. O algoritmo produzirá uma matriz $W[n,n]$, com comprimentos dos menores caminhos e ainda uma matriz $R[n,n]$ que fornece a sequência de vértices do menor caminho.

INICIO

```

  Para i = 1 até n faça
    Para j = 1 até n faça
       $W[i,j] \leftarrow D[i,j];$ 
       $R[i,j] \leftarrow 0;$ 
  Para i = 1 até n faça
     $W[i,i] \leftarrow 0;$ 
  Para k = 1 até n faça
    Para i = 1 até n faça
      Para j = 1 até n faça
        Se  $W[i,k] + W[k,j] < W[i,j]$  então faça
           $W[i,j] \leftarrow A[i,k] + W[k,j];$ 
           $R[i,j] \leftarrow k;$ 

```

FIM;

Como exemplo, considere o grafo e sua matriz de custo D abaixo:

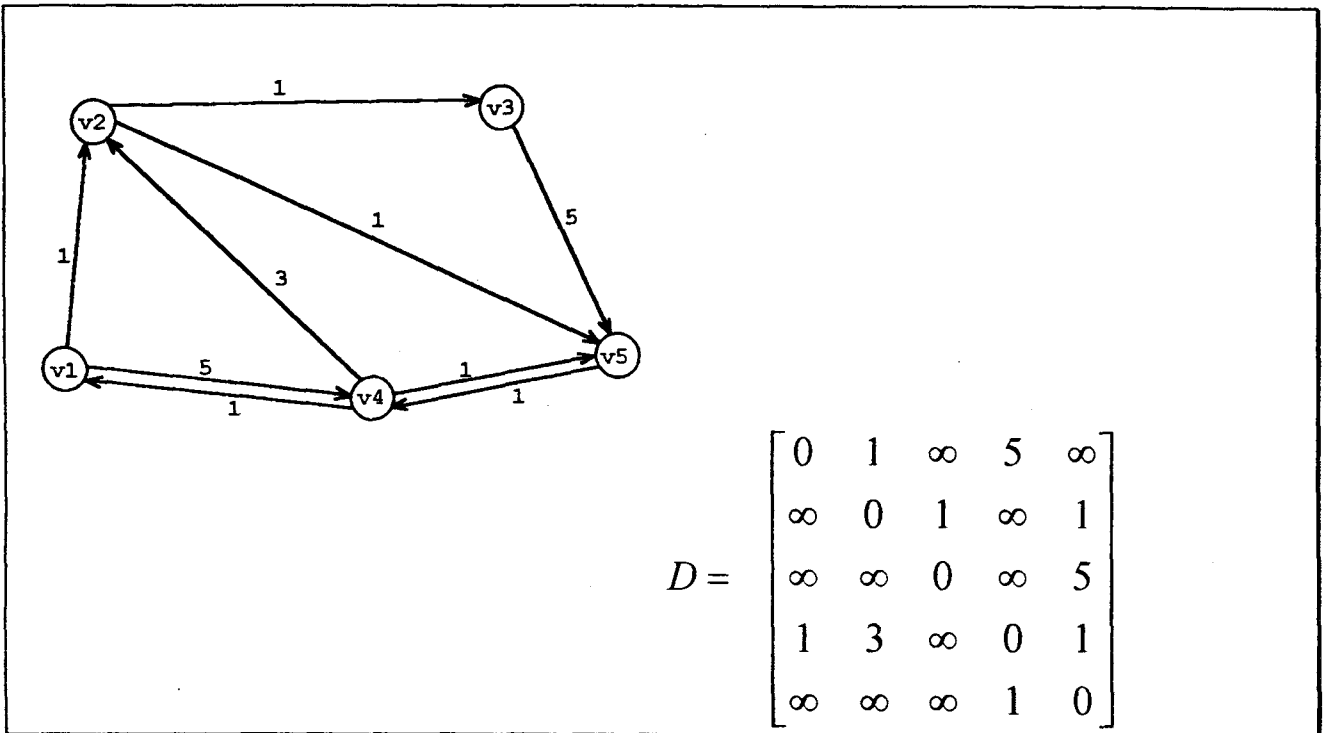


Figura 2.5 - Grafo $G(V,E)$ e sua representação pela matriz de custo correspondente

Pelo algoritmo de Floyd pode-se obter a matriz W , com os comprimentos dos menores caminhos e a matriz de roteamento R .

$$W = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 2 & 3 & 2 \\ 3 & 0 & 1 & 2 & 1 \\ 7 & 8 & 0 & 6 & 5 \\ 1 & 2 & 3 & 0 & 1 \\ 2 & 3 & 4 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad R = \begin{bmatrix} v1 & v2 & v2 & v5 & v2 \\ v5 & v2 & v3 & v5 & v5 \\ v5 & v5 & v3 & v5 & v5 \\ v1 & v1 & v1 & v4 & v5 \\ v4 & v4 & v4 & v4 & v5 \end{bmatrix}$$

Agora, por exemplo, para determinar a rota de $v2$ a $v1$, toma-se:

$$R[2,1] = v5, R[5,1] = v4, R[4,1] = v1.$$

Logo, a rota de $v2$ a $v1$ é $v2 - v5 - v4 - v1$.

Neste capítulo foram apresentadas algumas noções básicas de grafos no intuito de tornar os próximos capítulos mais transparentes. No capítulo III será realizada uma revisão bibliográfica sobre problemas de roteirização de veículos, apresentando vários modelos de solução para o problema de entrega e em especial para a coleta de produtos.

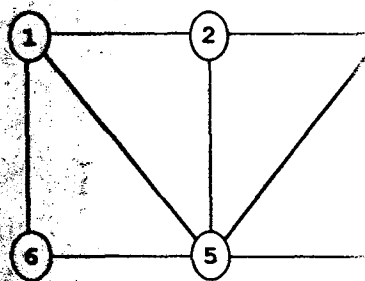
CAPÍTULO III

3 - MODELOS DE ROTEAMENTO DE VEÍCULOS

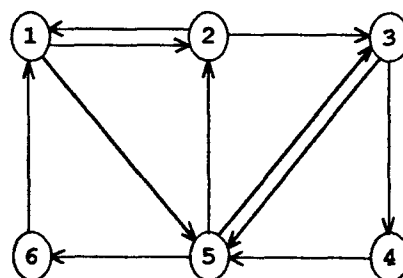
Uma das mais importantes decisões em logística envolvem equipamentos e roteamento de veículos. Será realizada neste capítulo uma revisão bibliográfica de problemas de roteamento de veículos - PRV (*Vehicle Routing Problems - VRP*), embora os modelos são aplicados muitas vezes para equipamentos em geral. Três abordagens básicas para roteamento de veículos são adotadas (DASKIN, 1986): (a) modelos de cobertura de arestas/arcos, (b) modelos de cobertura de vértices e (c) técnicas de achar o caminho entre um vértice origem a um vértice destino (O-D). Problemas de cobertura de arestas/arcos determinam a rota de comprimento mínimo que percorre todos as ligações da rede pelo menos uma vez. Problemas de cobertura de vértices determinam a rota de comprimento mínimo que visita todos os vértices pelo menos uma vez. Modelos que determinam o caminho entre O-D são aplicados por exemplo, para problemas de caminho mínimo (CHRISTOFIDES, 1975; WAGNER, 1976; GONDRAN E MINOUX, 1984; IWAZAKI, 1987; CHEN E CHIN, 1990; AHUJA, 1990). A seguir, serão apresentados os problemas de cobertura de arestas/arcos e problemas de cobertura de vértices.

3.1 - Problemas de Cobertura de Arestas/Arcos

O problema de cobertura de arestas/arcos é achar o caminho mínimo através de uma rede tal que todas as arestas/arcos são atravessadas pelo menos uma vez. Este problema, conhecido como problema do carteiro chinês - PCC (*Chinese Postman Problem - CPP*), tem sido aplicado em vários problemas no setor público incluindo varrição de ruas, coleta de lixo e roteamento de carteiros. Se a rede original é um grafo euleriano, então o PCC se reduz a achar um caminho euleriano (BODIN *et al.*, 1983). Se a rede básica é não euleriana, o PCC é resolvido em duas fases: primeiro, incluir arestas/arcos adicionais à rede básica tal que a rede resultante seja um grafo euleriano; segundo, achar um caminho euleriano do grafo resultante (ver figura 3.1). Se a rede básica é dirigida (ou não dirigida), o conjunto ótimo de arestas/arcos a serem adicionados é determinado em tempo polinomial, usando o algoritmo de transporte (ou *matching*). Se a rede original é um grafo misto, o PCC é NP-Completo (PAPADIMITRIOU E STEIGLITZ, 1982). Posteriormente, comenta-se sobre problemas NP-Completo.



(a) rede original



(b) rede euleriana

Figura 3.1 - Problema do carteiro chinês

A figura 3.1 mostra um exemplo de rede não orientada (BODIN *et al.* 1983). Na figura 3.1(a) representam-se exatamente as arestas que devem ser percorridas pelo carteiro. A figura 3.1(b) representa a rede euleriana, ou seja, a rede em que cada aresta é percorrida exatamente duas vezes. A sequência do caminho a ser percorrido é 1-5-6-1.

Problemas de cobertura de arestas/arcos com restrições mais comuns são: a limitação da capacidade do veículo.

EDMONDS E JOHNSON (1973), CHIPLUNKAR *et al.* (1981), BANEJA *et al.* (1983), NOVAES (1989) e MALHOTRA *et al.* (1993) apresentaram modelos para aplicação em problemas de cobertura de arestas/arcos para coleta de resíduos sólidos e entrega/coleta de malotes em bancos.

3.2 - Problemas de Cobertura de Vértices

A segunda classe de problemas de cobertura de vértices ou problemas do caixeiro viajante é o problema de encontrar a rota de distância mínima que visite todos os vértices pelo menos uma vez. A figura 3.2 mostra dois exemplos simples de rede não orientada e (b) rota em rede orientada (BODIN *et al.*, 1983).

Figura 3.2 - Problema do carteiro chinês - rede não orientada

A figura 3.2(a) representa a rede original e (b) representa a rede euleriana para uma das possíveis soluções do problema do carteiro chinês para rede não orientada. Em outras palavras, a figura 3.2(a) é o grafo ou rede original não euleriana, e a figura 3.2(b) é o grafo ou rede euleriana. A sequência do caminho a ser percorrido é 1-5-6-1.

Problemas de cobertura de arestas/arcos com restrições adicionais. As restrições mais comuns são: a limitação da capacidade do veículo e limitação da capacidade do depósito.

EDMONDS E JOHNSON (1973), CHIPLUNKAR *et al.* (1981), BANEJA *et al.* (1983), NOVAES (1989) e MALHOTRA *et al.* (1993) apresentaram modelos para aplicação em problemas de cobertura de arestas/arcos para coleta de resíduos sólidos e entrega/coleta de malotes em bancos. BANEJA *et al.* (1975), MALE E LIEBMAN (1978), BANEJA *et al.* (1992), apresentaram modelos para aplicação em problemas de roteiros de veículos de coleta de resíduos sólidos. BANEJA *et al.* (1993), apresenta um modelo para aplicação em problemas de roteiros de veículos de coleta de resíduos sólidos. BANEJA *et al.* (1979), MATION (1982), BODIN *et al.* (1983), SKIN (1993) igualmente desenvolveram modelos para aplicação em problemas de arestas/arcos.

A segunda classe de problemas de cobertura de vértices origina-se da cobertura de vértices pelo menos uma vez. A figura 3.2 mostra dois exemplos simples de rede não orientada e (b) rota em rede orientada.

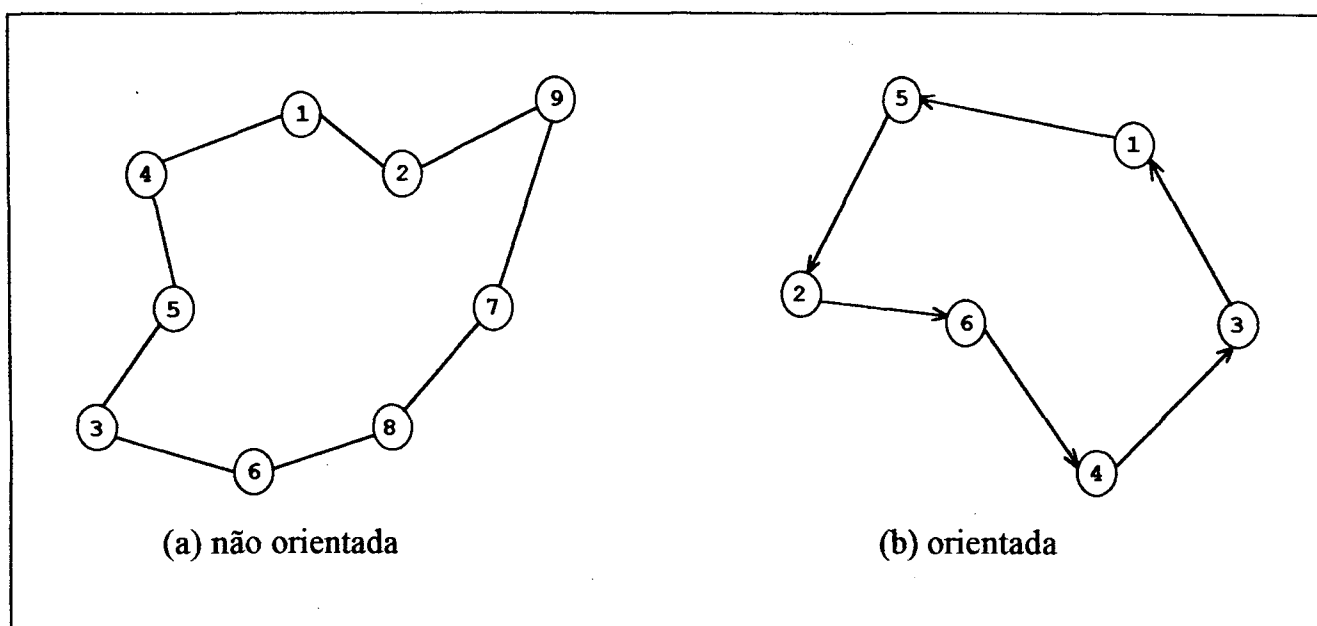


Figura 3.2 - Rotas para o problemas do caixeiro viajante

3.3 - Abordagens para Solução do PCV

3.3.1 - Métodos Exatos

A classificação de algoritmos em termos de sua complexidade é feita utilizando-se o conceito de limitação polinomial. Algoritmos polinomiais são aqueles em que o número de operações elementares necessárias para a obtenção da solução ótima de um dado problema é limitado, no pior caso, por uma função polinomial do tamanho do problema. Problemas resolvidos por algoritmos polinomiais pertencem à Classe-P. Por outro lado, problemas para os quais não se conhecem algoritmos polinomiais que os resolvam são classificados como NP-Completo ou *NP-Hard*. São considerados complexos e de difícil tratamento; sua complexidade de resolução cresce exponencialmente, enquanto à Classe-P cresce de forma polinomial.

Um número substancial de métodos exatos foram elaborados com vistas à resolução de problemas de roteamento. Levantamentos detalhados a este respeito podem ser encontrados em CHRISTOFIDES (1985), WATSON-GANDY e FOULD (1981) e BODIN *et al.* (1983). Entretanto, a complexidade do problema torna tais métodos aplicáveis apenas para pequenos problemas. O PRV é um problema NP-Completo; especificamente, os algoritmos exatos disponíveis requerem um número de passos computacionais que crescem segundo uma função exponencial do número de pontos que precisam ser visitados. A consideração de restrições torna sua resolução ainda mais difícil, como por exemplo a existência de janelas de tempo (SOLOMON, 1987; DUMAS *et al.*, 1991; KOSKOSIDIS *et al.*, 1992; KANTO E ROSENWEIN, 1992; VAN DER BRUGGEN *et al.*, 1993).

Para deixar bem claro o que se quer dizer com algoritmos polinomial e algoritmos NP-Completo, apresenta-se o seguinte exemplo citado por BODIN *et. al* (1983) e AZEVEDO (1985): considera-se dois problemas *A* e *B*, ambos definidos em uma rede de tamanho *n* (número de vértices); para o problema *A* é conhecido um algoritmo polinomial que necessita $1000 \cdot n^2$ iterações para resolvê-lo e para o problema *B*, o melhor algoritmo NP-Completo conhecido demanda 2^n iterações para chegar à solução. Para um valor de $n = 15$, o problema *A* consumirá muito mais tempo para ser resolvido do que *B*. À medida que o valor de *n* cresce, a situação vai se invertendo. Com $n = 30$ o problema *B* requer mais de um bilhão de iterações enquanto que o *A* requer apenas 900.000 (ver gráfico 3.1).

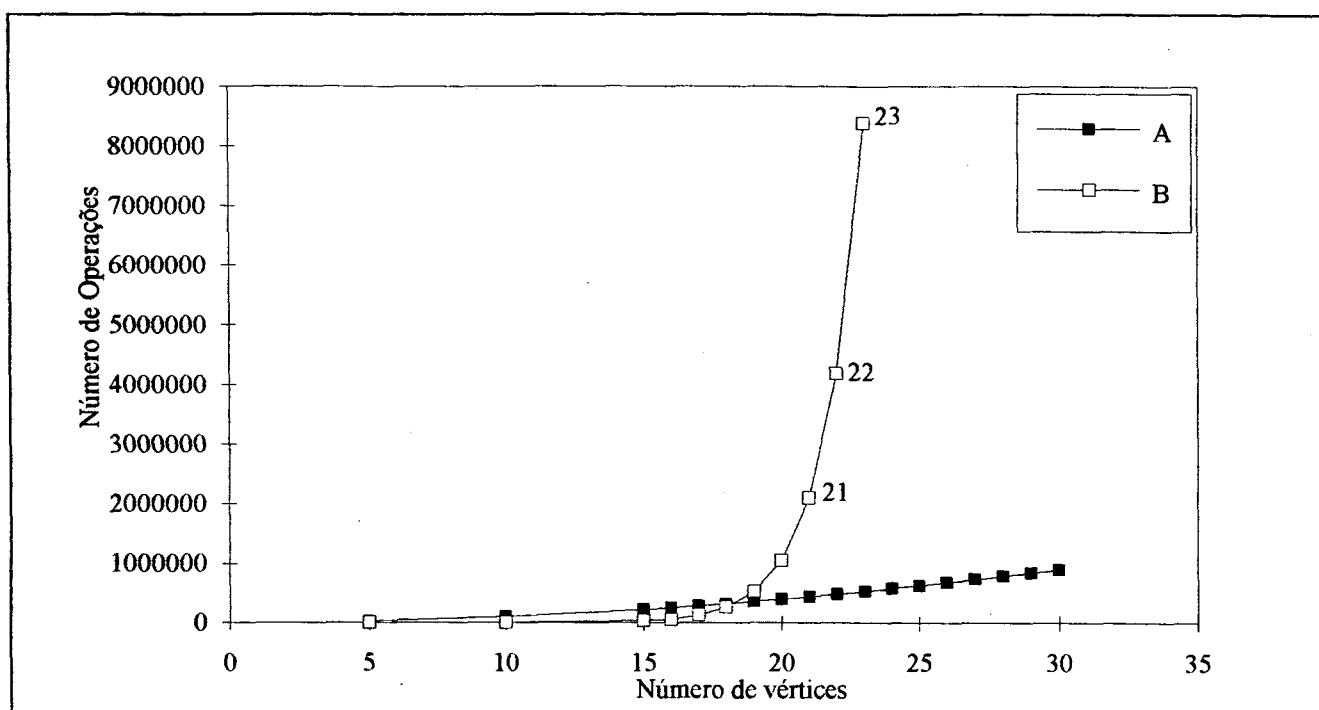


Gráfico 3.1 - Número de operações necessárias para resolver o problema *A* e *B*

Formalmente, o problema do caixeiro viajante é trivial. Pela enumeração de todos os roteiros viáveis obtém-se, facilmente, o ótimo. Entretanto, se *n* aumenta de maneira rápida, o número de roteiros aumenta drasticamente. O número é $n!$ caso $w(j,k) \neq w(k,j)$. Para $n = 5$, existem portanto, 120 roteiros viáveis, para $n = 10$, existem 3.628.800 roteiros viáveis. Por isso os problemas de tamanho real não podem ser resolvidos, atualmente, em tempo hábil pelo sistema de enumeração. Quando $w(j,k) = w(k,j)$, o número de roteiros viáveis é $n!/2$.

Em termos de métodos exatos para a solução do PCV e seus problemas descendentes existem, essencialmente, 3 abordagens (WEBER, 1979): a programação inteira mista, a programação dinâmica e *branch and bound*. A programação inteira mista não evita com certeza um volume de cálculo correspondente ao da enumeração. Este é evitado pela programação dinâmica, pela razão que usa combinações em lugar de permutações. No entanto, para $n > 25$ a quantidade das combinações a serem consideradas também é grande

demais. Esta é, aproximadamente, 2^{n+1} , portanto, para $n = 25$ são de aproximadamente $6,7 \cdot 10^7$ combinações. Enquanto a programação mista e a programação dinâmica só fornecem um roteiro viável no ponto ótimo.

Algoritmos baseados em *branch and bound*, no pior caso, não evitam a enumeração completa. Isto acontece somente no pior caso. Em geral ele reduz drasticamente a enumeração das soluções dependendo do problema (SYSLO *et al.*, 1983; BALAS E TOTH, 1985). Entretanto se o problema apresentar muitos vértices (acima de 50) a enumeração ainda assim pode ser muito grande. Entretanto pode-se incluir heurísticas que limitam ainda mais a enumeração obtendo rapidamente um roteiro viável que, via de regra, também é satisfatório.

Outros algoritmos exatos (programação inteira mista, dinâmica e *branch and bound*) para resolver o PCV, podem ser encontrados em: AZEVEDO (1985), SYSLO *et al.* (1983), ACHUTHAN E CACCETA (1991), LAPORTE (1992a), LAPORTE (1992b), BODIN *et al.* (1983).

3.3.2 - Métodos Heurísticos

O PCV é NP-Completo (PAPADIMITRIOU E STEIGLITZ, 1982); portanto, muitas pesquisas são focalizadas em desenvolvimento de heurísticas para o PCV. Alguns procedimentos heurísticos conseguem soluções com diferenças menores que 1% entre estas e a solução ótima (GOLDEN *et al.*, 1980). Heurísticas podem ser divididas em abordagens baseadas em otimização: (1) procedimentos de construção de rotas, (2) procedimentos de melhoria de rotas e (3) procedimentos compostos (GOLDEN *et al.*, 1980; BODIN *et al.*, 1983; CHRISTOFIDES, 1985; GOLDEN, 1985; LAPORTE, 1992a).

3.3.2.1 - Procedimentos de Construção de Rotas

Muitas das idéias que levaram à elaboração da maioria dos métodos de construção de rotas, tem sua origem no trabalho de CLARKE e WRIGHT (1964), ao qual o método está resumido abaixo. GASKELL (1967) e YELLOW (1970) modificaram o cálculo de economia $s(i,j)$, introduzindo um parâmetro cuja variação produz rotas com diferentes formatos. GOLDEN, MAGNATI e NGUYEN (1977) consideraram o cálculo de economia apenas entre nós que estejam próximos uns dos outros. MOLE e JAMESON (1976) utilizaram um critério mais elaborado que inclui dois parâmetros exógenos e incorpora um processo de refinamento de soluções. A seguir os procedimentos de construção de rotas mais conhecidos para o problema do caixeiro viajante:

a) Economias de Clarke e Wright (*Clarke e Wright Saving*)

- i) escolher um vértice como depósito central, ao qual denotamos de vértice 0;
- ii) calcular todos os ganhos $S_{ij} = w_{0i} + w_{0j} - w_{ij}$;
- iii) ordenar os ganhos de forma decrescente;
- iv) seleccionar o par (i,j) com maior ganho e acrescentar ao roteiro $(0 - i - j - 0)$. Repetir para todos os vértices até formar o roteiro contendo todos os vértices.

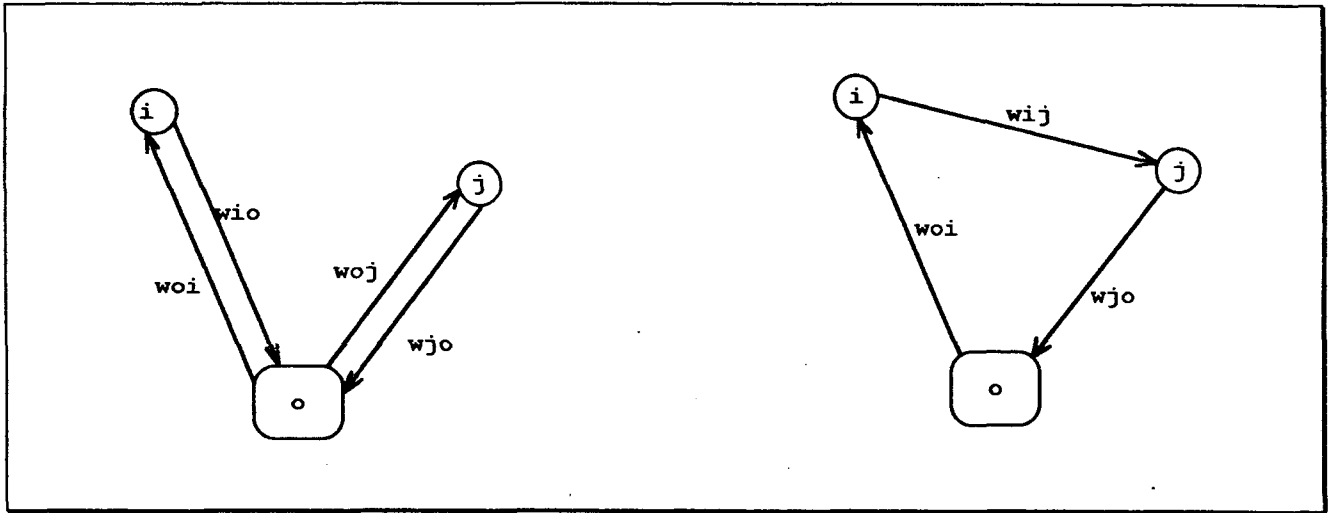


Figura 3.3 - Economia de Clarke e Wright

b) Vizinho mais próximo (*Nearest Neighbor*)

- i) seleccionar um vértice qualquer (roteiro parcial);
- ii) encontrar o vértice mais próximo do último vértice adicionado ao roteiro parcial e introduzir este vértice ao roteiro parcial;
- iii) repetir (ii) até que todos os vértices sejam incluídos. Ligar o último vértice ao primeiro.

c) Método de inserção (*Insertion Procedure*)

c1) Vizinho mais próximo (*Nearest Insertion*)

- i) começar com um roteiro elementar (apenas um vértice i);
- ii) procurar o vértice k tal que w_{ik} seja mínimo formando roteiro parcial $i - k - i$;
- iii) etapa de seleção : dado um roteiro parcial, achar o vértice k (fora do roteiro) situado o mais próximo de qualquer vértice do roteiro parcial;
- iv) etapa de inserção: encontrar a aresta/arco (i,j) no roteiro parcial que torne mínimo $w_{ik} + w_{kj} - w_{ij}$ e inserir k entre i e j ;
- v) voltar a etapa (iii) até conseguir um roteiro hamiltoniano (completo)

c2) Vizinho mais distante (*Farthest Insertion*)

- i) começar com um roteiro elementar (apenas um vértice i);
- ii) procurar o vértice k tal que w_{ik} seja máximo formando roteiro parcial $i - k - i$;
- iii) etapa de seleção: dado um roteiro parcial, achar o vértice k (fora do roteiro) situado o mais distante de qualquer vértice do roteiro parcial;
- iv) etapa de inserção: encontrar o aresta/arco (i,j) no roteiro parcial que torne mínimo $w_{ik} + w_{kj} - w_{ij}$. inserir k entre i e j ;
- v) voltar a etapa (iii) até conseguir um roteiro hamiltoniano (completo)

c3) Envoltória convexa (*Convex Hull*)

- i) construir a envoltória convexa do conjunto de vértices. A envoltória é o roteiro parcial inicial;
- ii) para cada vértice k não contido no roteiro parcial procurar o aresta/arco (i,j) do roteiro, tal que $w_{ik} + w_{kj} - w_{ij}$ seja mínimo;
- iii) para cada conjunto (i,j) k obtido em (ii), calcular

$$\alpha_{ijk} = \frac{(w_{ij} + w_{kj})}{w_{ij}};$$

- iv) determinar α_{ijk} mínimo e inserir k entre i e j .

c4) Heurística de Christofides

- i) encontrar uma árvore de extensão mais curta (T) do grafo G;
- ii) identificar os vértices de grau ímpar, combina-los 2 a 2 encontrando o grafo de mínima extensão;
- iii) obter um roteiro euleriano;
- iv) remover polígonos com grau > 2 transformando o grafo num roteiro hamiltoniano.

3.3.2.2 - Procedimentos de Melhorias de Rotas

Uma das heurísticas de sucesso mais conhecida para obter solução próxima da solução ótima para o PCV é a seguinte: Iniciar com um ciclo hamiltoniano (uma rota inicial para PCV) H ; elimine r arestas de H , portanto produzindo r caminhos desconectados (alguns podem ser vértices isolados). Reconecte estes r caminhos de modo que se tenha outra rota para PCV H' usando arestas diferentes das que foram removidas de H . Portanto H e H' são diferentes entre si exatamente r arestas; o restante $(n-r)$ arestas são comuns. As figuras 3.4 e 3.5 ilustram a troca de 2 e 3 arestas, respectivamente. Calculando o comprimento total $w(H')$ da rota H' , se $w(H') < w(H)$, então trocar H por H' e repetir o processo, senão, selecione outro conjunto de r arestas de H para trocar. Continuar estas trocas (outros conjuntos de arestas) até não haver nenhuma economia a ser conseguida com a troca de r arestas. A solução final que não pode mais ser melhorada pela troca de um conjunto r de arestas, é chamada de solução r -ótimo (ou r -opt).

Claramente, o procedimento de troca de arestas produzirá um ótimo local (não necessariamente um ótimo global) portanto produz uma solução aproximada.

Este método de melhoramentos sucessivos em rotas para PCV pela troca de r arestas pode ser usado para problemas simétricos bem como para problemas assimétricos. É fácil ver que para uma rede simétrica com número de vértices ≥ 5 , o valor de r pode variar de 2 até n . Observe que para rede assimétrica r não deve ser menor que 3.

Em geral, quanto maior o valor de r no procedimento de r -troca, a solução será melhor. Mas o custo computacional cresce rapidamente com o valor de r . GOLDEN *et al.* (1980) relata que a solução *3-opt* é melhor que a *2-opt*, mas que a solução *4-opt* não está suficientemente melhor que a solução *3-opt* para justificar o aumento do custo computacional.

Em resumo, o algoritmo para o procedimento de melhoria de rotas é o seguinte:

- i) achar um roteiro inicial. Geralmente, este roteiro é determinado de um conjunto de roteiros possíveis;
- ii) melhorar o roteiro utilizando uma heurística de troca de arestas/arcs;
- iii) continue (ii) até não ser mais possível fazer melhoramentos com as trocas.

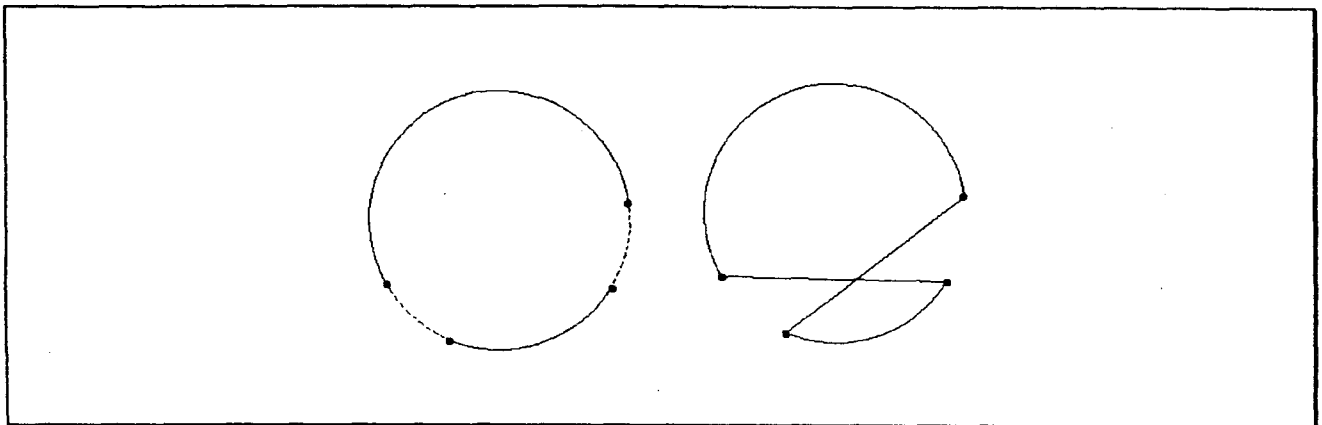


Figura 3.4 - Trocas possíveis de arestas no *2-opt*

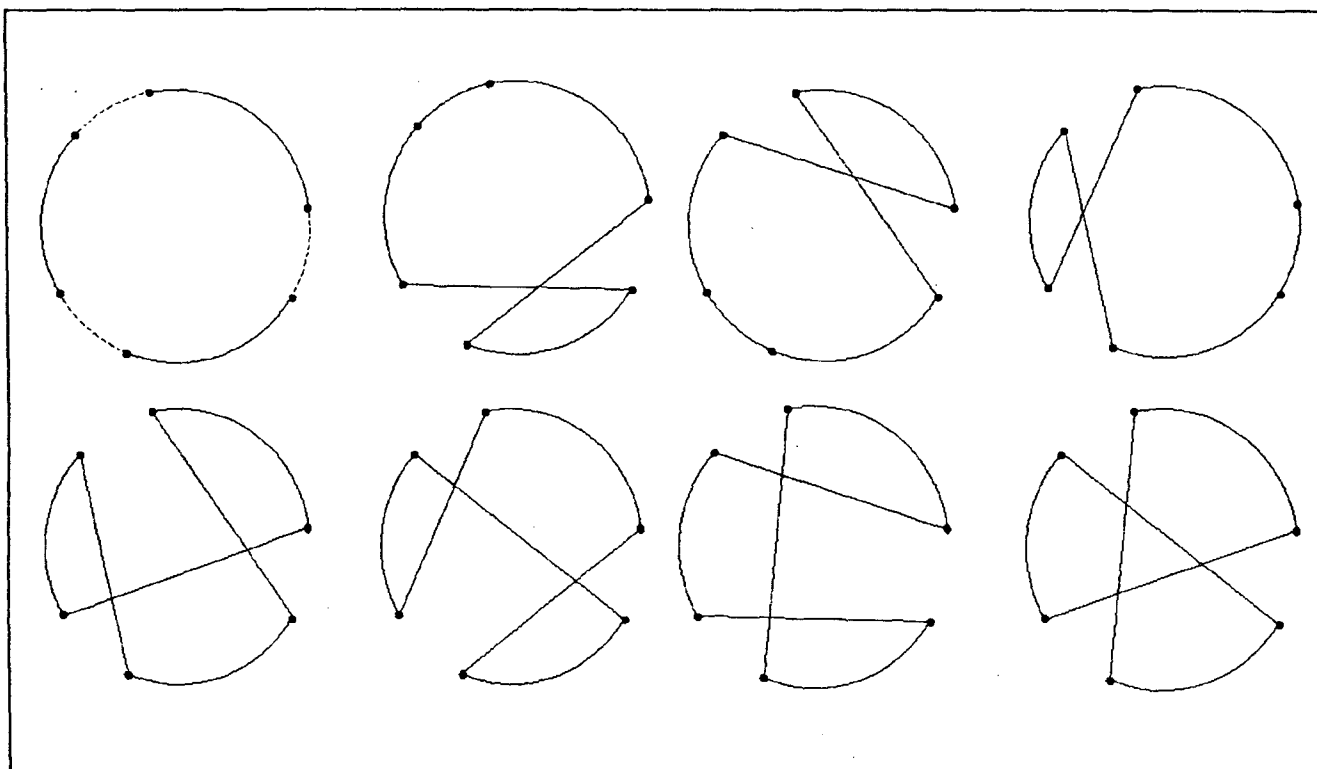


Figura 3.5 - Trocas possíveis de arestas no 3-opt

3.3.2.3 - Procedimentos Compostos

Consiste basicamente em gerar uma solução inicial e em seguida aplicar mecanismos que alteram a solução inicial de forma a produzir melhores resultados. Um procedimento composto que produz bons resultados é o seguinte (GOLDEN *et. al.*, 1980):

- i) obter um roteiro inicial sub-ótimo através de um dos métodos de construção;
- ii) aplicar o procedimento de melhoria 2-Opt no roteiro obtido de (i);
- iii) aplicar o procedimento de melhoria 3-Opt no roteiro obtido de (ii);

A figura 3.6 mostra o esquema de uma forma geral dos métodos apresentados para solução do PCV.

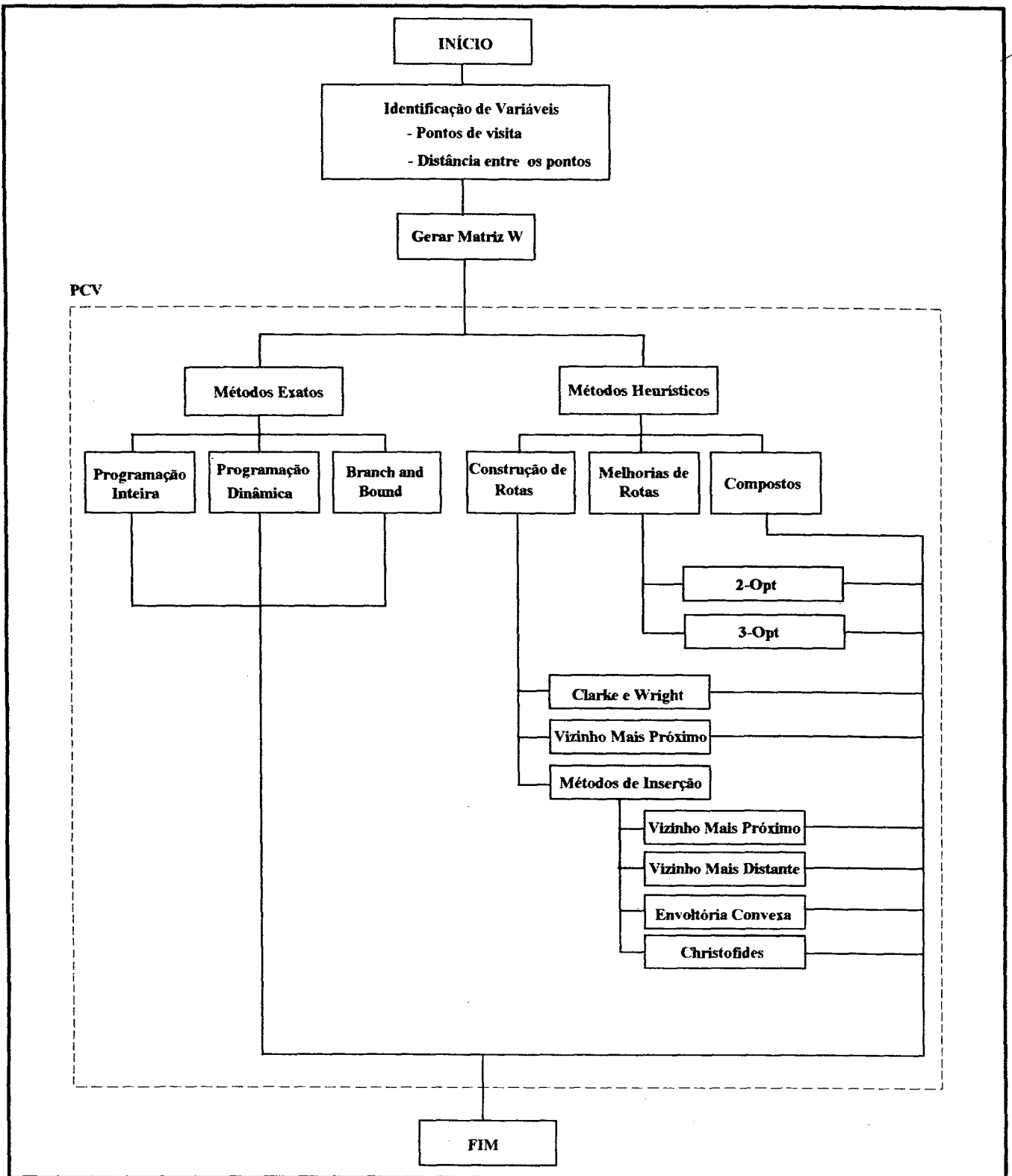


Figura 3.6 - Esquema de solução para o PCV

Todas as heurísticas descritas acima são aplicadas para PCV simétricos (embora alguns possam ser aplicados também para problemas assimétricos). Muitas outras heurísticas tem sido propostas para PCV Assimétrico, sendo que a maioria destas são modificações diretas das heurísticas para PCV simétrico.

Além destes, outros algoritmos especialmente desenvolvidos para PCV assimétricos foram propostos por VAN DER CRUYSSN E RIJCKART (1978), KARP (1979), AKL (1980), KANELAKIS E PAPADIMITRIOU (1980), FRIEZE *et al.* (1982), BODIN *et al.* (1983), LAPORTE *et al.* (1986), PEKNY E MILLER (1992), LAPORTE *et al.* (1992b).

Mais recentemente, tem-se pesquisado soluções para problemas de roteamento utilizando usado Redes Neurais (LOOI, 1992; POTVIN *et al.*, 1992; BURKE E DAMAY, 1992).

É muito difícil, na prática, dizer qual método será melhor para um problema real. Existe uma vasta literatura mostrando tabelas comparativas entre diversos métodos, as quais se analisadas de maneira global, não permitem conclusões definitivas. Somente com um estudo criterioso de seleção pode-se dizer qual método é o mais indicado para um determinado tipo de problema, visto que o assunto está longe de uma conclusão definitiva.

3.4 - Problemas de Roteamento de Veículos: Extensões do PCV.

O PCV é o coração da maioria dos problemas de roteamento de veículos. A inclusão de novas variáveis e de novas restrições, para atender necessidades reais de problemas de roteamento, impõe extensões ao PCV clássico. As mais conhecidas são: (a) problema de múltiplos caixeiros viajante com único depósito/garagem - M-PCV, (b) o M-PCV com múltiplos depósitos/garagem e (c) o PCV com demanda estocástica. BODIN *et al.* (1983), apresenta formulações matemáticas para estes problemas. Nos problemas (a), (b), o objetivo é achar as rotas que minimizem a combinação de distância total necessária para servir a demanda dos vértices. O objetivo no caso da demanda estocástica é ligeiramente diferente como resumido a seguir. Note que minimizar a distância total pode resultar em usar mais que o número mínimo de veículos (CHRISTOFIDES, 1985; PERL, 1984) e é, portanto, não exatamente equivalente à minimizar o custo da operação de entrega/coleta..

No PCV com demanda estocástica, as demandas são determinadas por uma função densidade probabilidade, e o objetivo é achar as rotas que minimizem a distância esperada necessária para servir toda a demanda adequadamente. Em operações de entrega, um equilíbrio deve ser encontrado entre o estoque seguro atribuído para cada rota - estoque com segurança larga implica em poucos clientes por rota - e uma viagem especial será necessária para servir clientes quando o estoque das mercadorias sendo entregue pelo veículo acaba. Abordagens para a solução do PCV com demanda estocástica podem ser encontradas em STWART *et al.* (1983), BODIN *et al.* (1983), POWEL (1986), DROR E TRUDEAU (1986), BERTSIMAS E VAN RYZAN (1991), BERTSIMAS (1992), BASTION E RINNOOY KAN (1992), LAPORTE *et al.* (1992a), BERTSIMAS E VAN RYZAN (1993) e BERTSIMAS E HOWELL (1993).

3.5 - M-Problema do Caixeiro Viajante

O PCV com um único depósito/garagem inclui restrições de capacidade do veículo e demanda do cliente. Demandas são expressas em termos de peso e volume de mercadorias para serem despachadas/coletadas e restrições de capacidade são expressas em termos similares. Restrições de comprimento da rota pode também ser imposto. No exemplo de M-PCV com único depósito/garagem da figura 3.6, a demanda de cada vértice é um, e a capacidade do veículo é três.

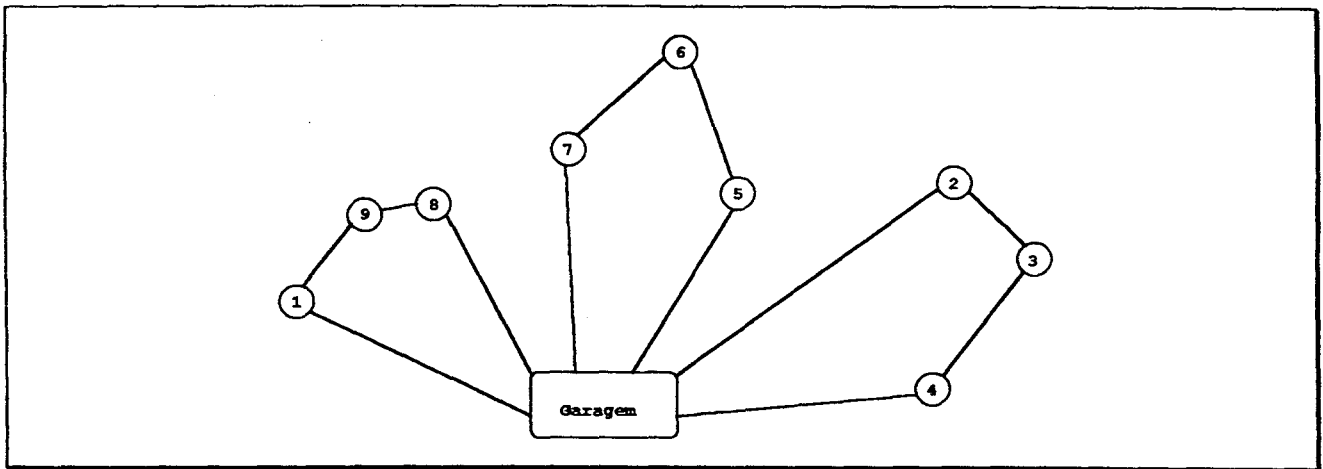


Figura 3.7 - Múltiplos caixeiro viajante

3.5.1 - Métodos Exatos

O M-PCV acha as M rotas que iniciam e terminam em um vértice comum tal que a distância combinada de todas as rotas seja mínima e cada vértice é visitado apenas por uma rota. O M-PCV pode ser resolvido por transformações apropriadas nos algoritmos exatos para PCV descritos acima (CHRISTOFIDES, 1985; PERL, 1984).

3.5.2 - Métodos Heurísticos

3.5.2.1 - Técnica de Varredura

A primeira heurística pertence à classe de agrupar primeiro e roteirizar depois. O agrupamento é feito através do procedimento de varredura, que consiste em girar em dado sentido uma semi-reta com origem no depósito/garagem. Sempre que a inclusão de um novo vértice implica na violação da restrição de capacidade ou do tempo máximo de viagem do veículo, os vértices varridos até então passam a constituir um grupo de vértices a ser servido por um dado veículo. Repete-se, a partir do último vértice excluído, a rotação da semi-reta, formando-se assim, os diferentes grupos de vértices.

A partir dos grupos já formados utiliza-se uma técnica de roteirização do PCV com cada um dos grupos formados obtendo-se os roteiros de cada viagem para cada veículo.

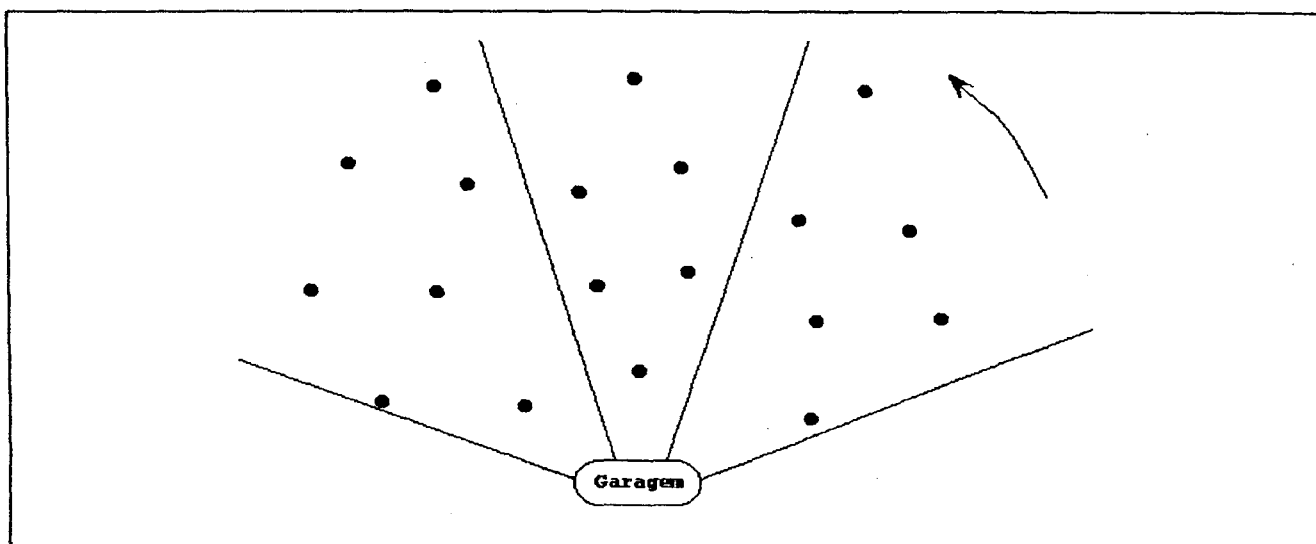


Figura 3.8 - Técnica de varredura

3.5.2.2 - Método de Economia de Clarke-Wright

A mais usada heurística para PCV é o algoritmo de economias de Clarke-Wright (CLARKE E WRIGHT, 1964). A heurística inicia servindo cada cliente como uma rota. As economias de distâncias que resultam da inserção de clientes entre a garagem e outro cliente é computada para todos os clientes. O algoritmo combina rotas elementares iniciando com a combinação que maximize as economias. Extensões para o algoritmo permite incluir clientes inserido-os em algum lugar na rota, componentes poderosos de medidas diferentes de economias e procedimentos computacionais para reduzir o número de economias a serem calculadas.

O método de Clarke-Wright é um procedimento extremamente simples e flexível, que tem sido extensivamente utilizado para resolver, de maneira bastante eficiente, o problema de roteamento de veículos.

Seja 0 o índice da garagem central e n o número de vértices de demanda. Pelo método de Clarke-Wright, admite-se que, inicialmente, cada veículo serve um único ponto, ou seja, no início há n rotas do tipo $0 - i - 0$. A seguir, procura-se juntar duas rotas em uma, eliminando-se, assim, um veículo. A economia s_{ij} obtida ao formar a rota $0 - i - j - 0$ é, conforme se verifica na figura 3.3:

$$S_{ij} = w_{0i} + w_{0j} - w_{ij}$$

onde s_{ij} é o custo para o veículo fazer o trajeto entre os vértices i e j (admite-se que todos os veículos sejam iguais). Para que duas rotas possam ser combinadas em uma única, é necessário que as restrições de capacidade e tempo máximo de viagem sejam satisfeitas.

Às vezes a fórmula de cálculo das economias:

$$S_{ij} = w_{0i} + w_{0j} - w_{ij}$$

funciona mal. Para conseguir soluções melhores, segundo PAESSENS (1988), é melhor usar a seguinte função para o cálculo de economias:

$$S_{ij} = w_{oi} + w_{oj} - g * w_{ij} + f * |w_{oi} - w_{oj}|$$

onde: $(0 < g \leq 3)$ e $(0 \leq f \leq 1)$

3.5.2.3 - Partição múltipla da Rota Gigante

Este algoritmo, devido a GOLDEN *et al.* (1980), pertence à classe de rotear primeiro e agrupar depois. Inicialmente, constrói-se uma rota que visita todos os clientes. A seguir, esta rota é particionada em subrotas, compostas de segmentos contíguos da rota original, tendo cada uma de suas extremidades ligada a garagem. Cada uma dessas subrotas satisfaz as restrições do problema.

Para construção da rota gigante, correspondente à solução do problema do caixeiro viajante, utiliza-se um dos procedimentos descritos anteriormente para PCV.

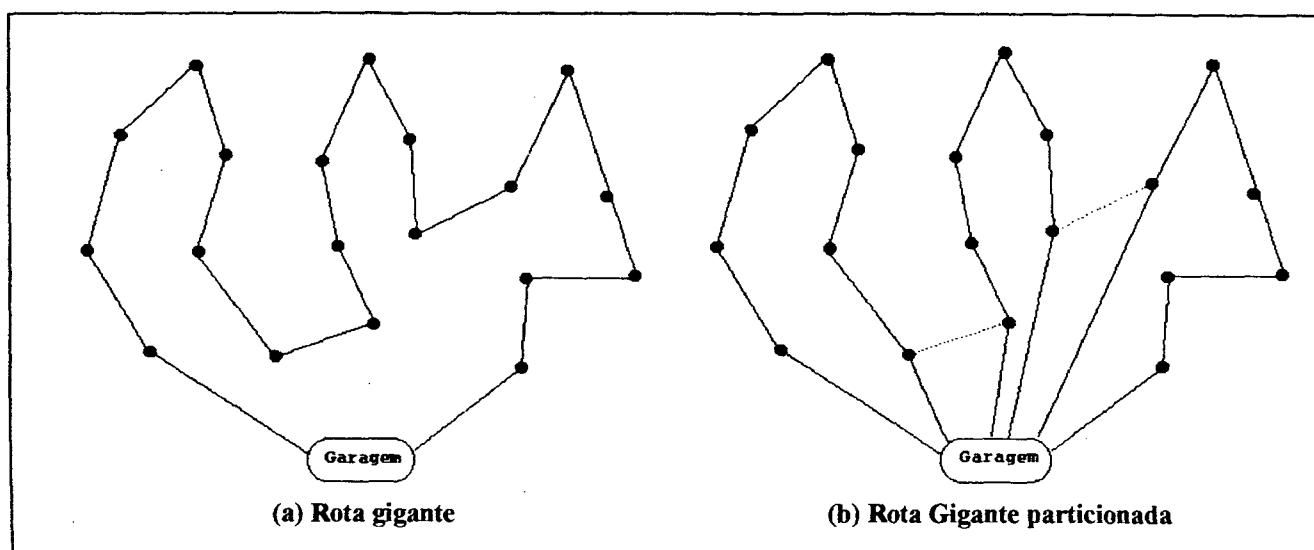


Figura 3.9 - Partição múltipla da rota gigante

PAESSENS (1988), cita uma comparação entre o método de varredura e o método de economias. Define como t o menor número de rotas, encontrado por um dos métodos; e como u a média de pontos por rota. E afirma que para pequenos valores de t/u , isto é, poucas rotas e/ou muitos pontos por rota, o método de varredura é melhor. Para grandes valores de t/u , muitas rotas e/ou poucos pontos por rota, o método de economias passa a ser o melhor.

A figura 3.10 mostra o esquema de uma forma geral dos métodos apresentados para solução do M-PCV.

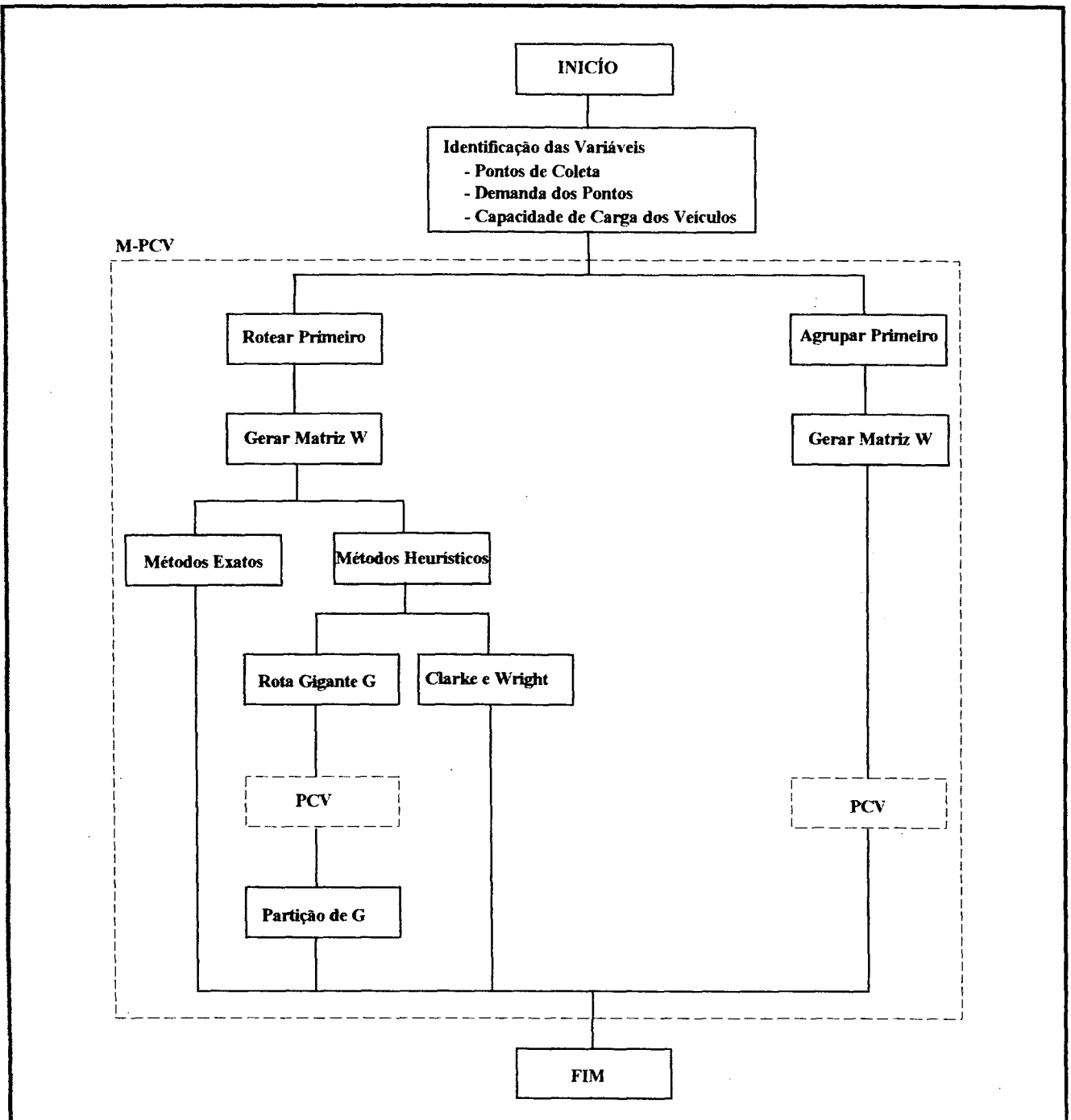


Figura 3.10 - Esquema de solução para o M-PCV

Não existe um método ou tipo de método que seja o melhor dentro dessa classe de problemas. É preciso que, a cada caso, se verifique qual o método mais conveniente. Uma série de fatores podem influir na escolha, por exemplo, estrutura de dados disponível, o tipo de solução esperada, a estabilidade das rotas e o equipamento disponível.

No próximo capítulo será apresentado o modelo proposto para uma solução do problema da coleta de resíduos sólidos em pontos previamente definidos e com demanda conhecida.

CAPÍTULO IV

4. MODELO PROPOSTO

Conforme apresentado no capítulo I, existem basicamente dois procedimentos para realizar a coleta de resíduos sólidos urbanos: **(a)** coleta ao longo de todos os trechos de ruas que geram resíduos, sistema convencional de coleta (classificado em modelos de roteamento de veículos, capítulo II, com problema de cobertura de arestas/arcs) e **(b)** coleta em pontos previamente definidos, sistema especial de coleta (classificado em modelos de roteamento de veículos, capítulo II, com problema de cobertura de vértices). A metodologia proposta neste trabalho restringir-se-á ao estudo de roteiros de coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde em pontos previamente definidos de uma determinada região.

4.1 - Conceituação do Problema

O problema da coleta de resíduos sólidos em pontos previamente definidos, abrange a coleta de resíduos de hospitais, clínicas médicas e laboratórios. Sobre uma rede viária são definidos os pontos a serem visitados. É conhecida a demanda de cada ponto a ser visitado e a capacidade dos veículos coletores; o problema se resume em otimizar a rotas destes veículos atendendo a demanda de todos os pontos.

4.2 - Objetivo do Modelo

O modelo proposto tem por objetivos:

- minimizar a distância total do percurso que deve ser percorrido pelos veículos coletores;
- realizar o planejamento dos roteiros tanto para frota homogênea como para heterogênea;
- possibilitar o planejamento de processos onde as entradas e as saídas realizadas pelos veículos coletores na rede ocorram em vértices distintos;

4.3 - Custos Considerados

Ao se definir a rede, considera-se os custos associados aos vértices e arestas/arcs. A função de custo a ser utilizada depende dos objetivos do problema.

No problema em estudo, o objetivo consiste em minimizar os custos de operação. Isto se consegue, normalmente, através da minimização da quilometragem percorrida. Para efeito de simplificação, considera-se que a região afetada pela operação do serviço é homogênea em termos de qualidade de pavimentação e condições de tráfego.

4.4 - Descrição do Modelo

A seguir o fluxograma metodológico adotado para o modelo.

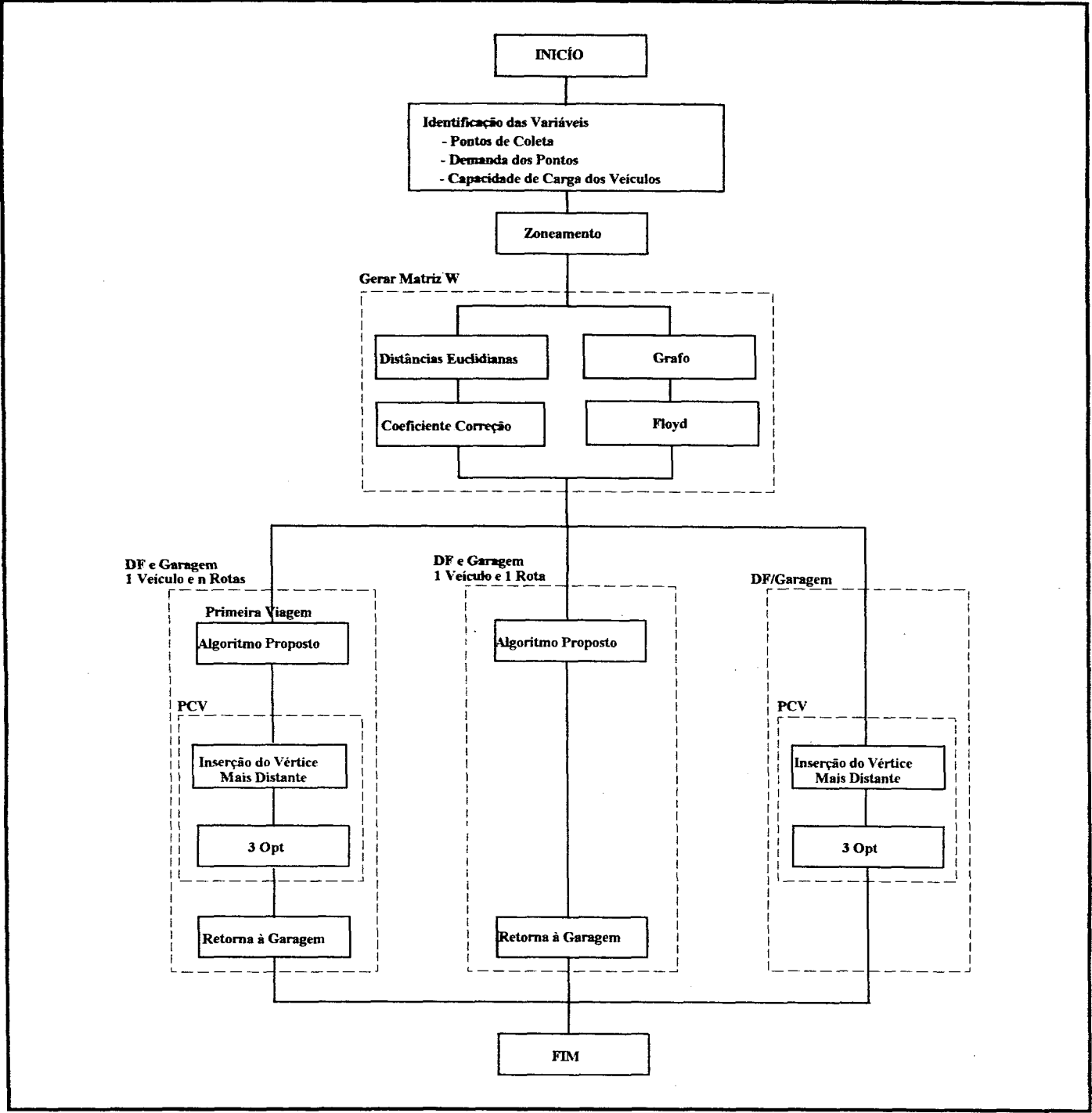


Figura 4.1 - Fluxograma do modelo

4.4.1 - Identificação das Variáveis

Nesta etapa são levantadas as variáveis que compõem o problema. As mais usuais são: a identificação, localização e as demandas dos pontos a serem coletados, a capacidade de carga de cada veículo coletor, a localização da garagem e a localização do destino final. A figura 4.2, mostra um exemplo onde a localização da garagem e do destino final são distintas e, para simplificar, a demanda de cada ponto é unitária.

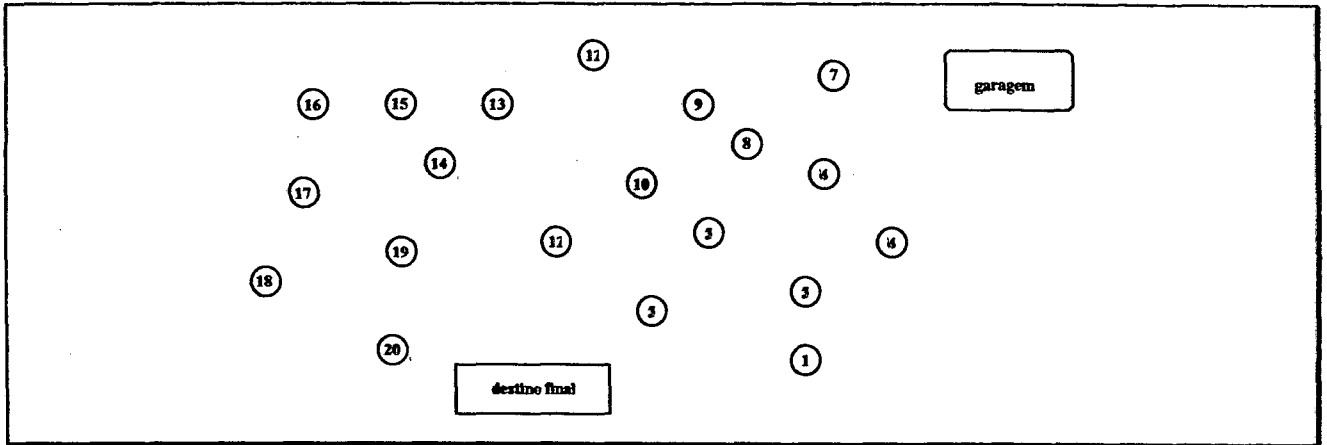


Figura 4.2 - Identificação dos pontos de coleta, da garagem e do destino final

4.4.2 - Zoneamento

Considerando a capacidade dos veículos coletores e a demanda de cada vértice, utiliza-se uma das técnicas de zoneamento apresentadas no capítulo III para o problemas M-PCV. Neste trabalho é indicada a utilização da **técnica de varredura**, mais fácil de ser manualmente executada e passível de se incorporar conhecimentos empíricos, considerando fatores como limitações geográficas (rios e morros) no agrupamento dos pontos. Considerando-se três veículos coletores com capacidade de carga heterogênea igual a 8, 7 e 5 unidades e aplicando-se a técnica de varredura, obtém-se a divisão em sub-regiões conforme a figura 4.3.

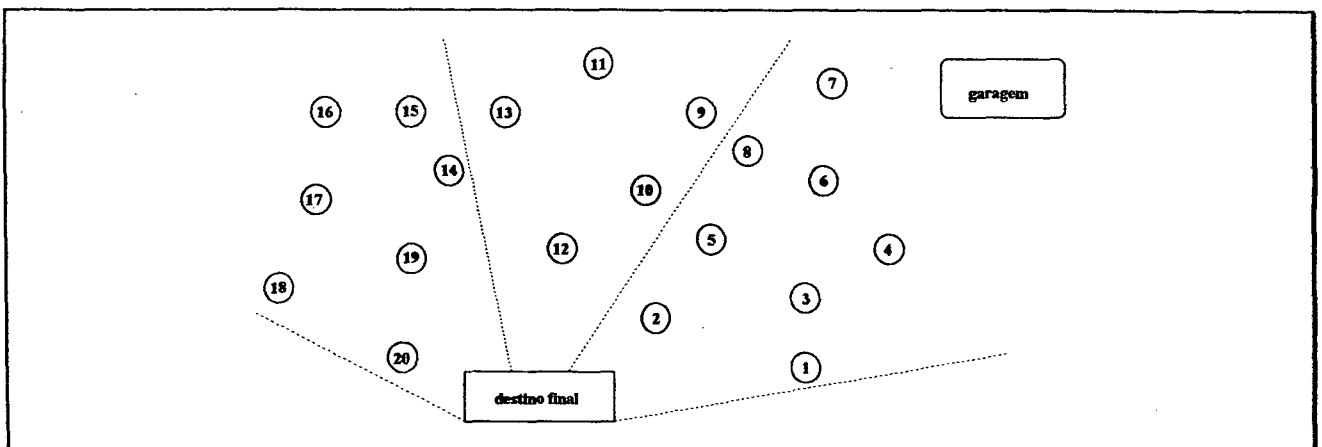


Figura 4.3 - Divisão em sub-regiões

4.4.3 - Gerar Matriz W

Para cada sub-região criada no passo anterior, deve-se gerar a matriz W de distância mínima entre todos os pontos. A seguir é demonstrado como isto pode ser feito.

A figura 4.4, mostra a rede viária com a identificação dos pontos de uma sub-região. A partir deste ponto pode se optar por um dos dois caminhos de representação da rede, através: 1) grafo; ou 2) distâncias euclidianas.

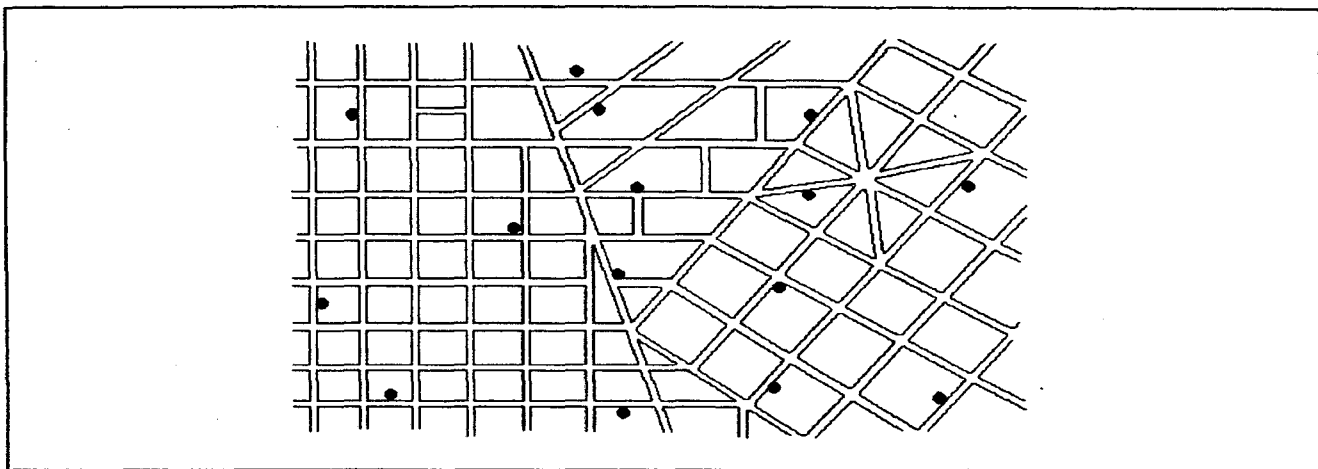


Figura 4.4 - Rede viária com identificação dos pontos a serem visitados

Representação por Grafo: para representar uma rede em um grafo, deve-se, para cada ponto, medir as distâncias reais entre os pontos mais próximos. A figura 4.5 mostra um grafo representando a rede da figura 4.4.

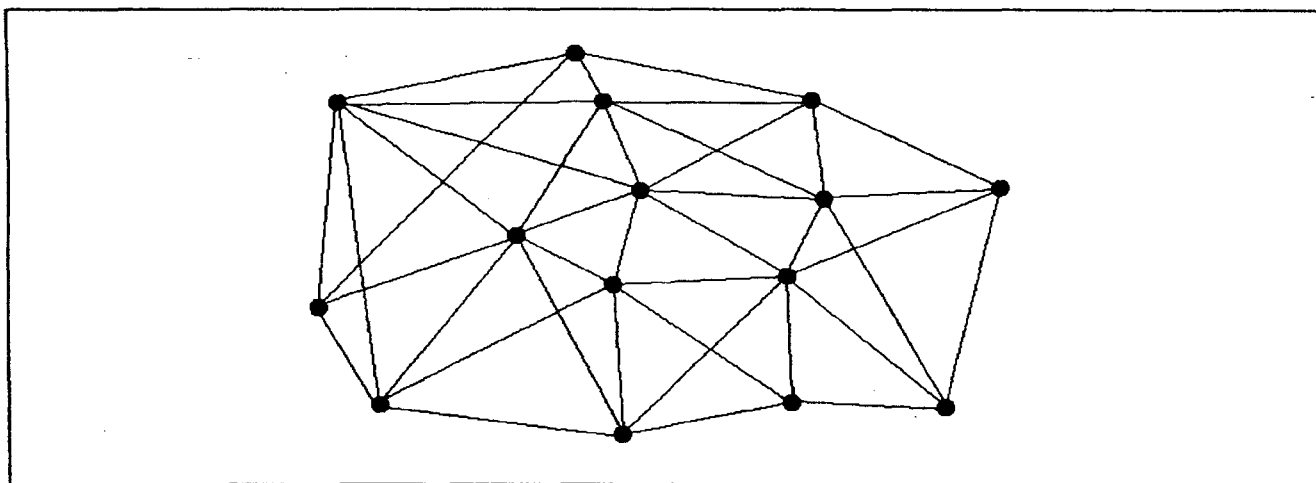


Figura 4.5 - Grafo representando a rede da figura 4.4

Um grafo pode ser representado por uma matriz, neste caso uma matriz esparsa (ver capítulo II). A partir desta matriz esparsa gera-se a matriz de distâncias W (distâncias

mínimas entre os vértices) e uma matriz R (indica o roteiro entre um vértice e outro) através do algoritmo de Floyd.

Representação através de distâncias euclidianas: para representar uma rede através de distâncias euclidianas deve-se, para cada ponto, determinar as coordenadas do ponto. Em seguida calcular as distâncias euclidianas para todos os pontos. A figura 4.5 mostra a representação através de distâncias euclidianas, que também é denominado de grafo completo. Para se obter um resultado mais próximo da realidade, deve-se fazer um ajuste nas distâncias euclidianas, pois elas são geralmente menores que as distâncias reais. Para fazer este ajuste pode-se utilizar uma regressão linear entre distâncias euclidianas e distâncias reais para se obter um coeficiente de correção. NOVAES, 1989, comenta que este coeficiente, em geral, é de aproximadamente 1,35 para áreas urbanas. Portanto, a matriz de distâncias euclidianas é multiplicada pelo coeficiente de correção gerando a matriz W .

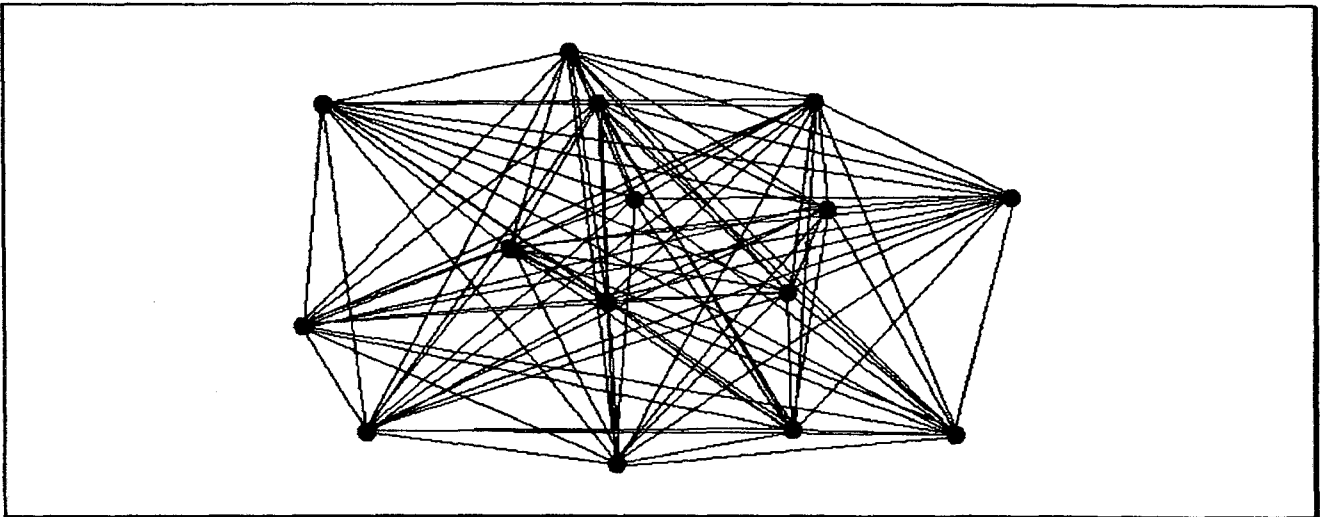


Figura 4.6 - Grafo completo de distâncias mínimas entre todos os pontos

Note-se que a rede da figura 4.6 é não orientada para facilitar sua representação. Em uma rede orientada existem entre dois pontos i e j , dois arcos; o custo de $i-j$ pode ser diferente de $j-i$ (figura 4.7), principalmente em áreas urbanas onde muitas vias são de mão única.

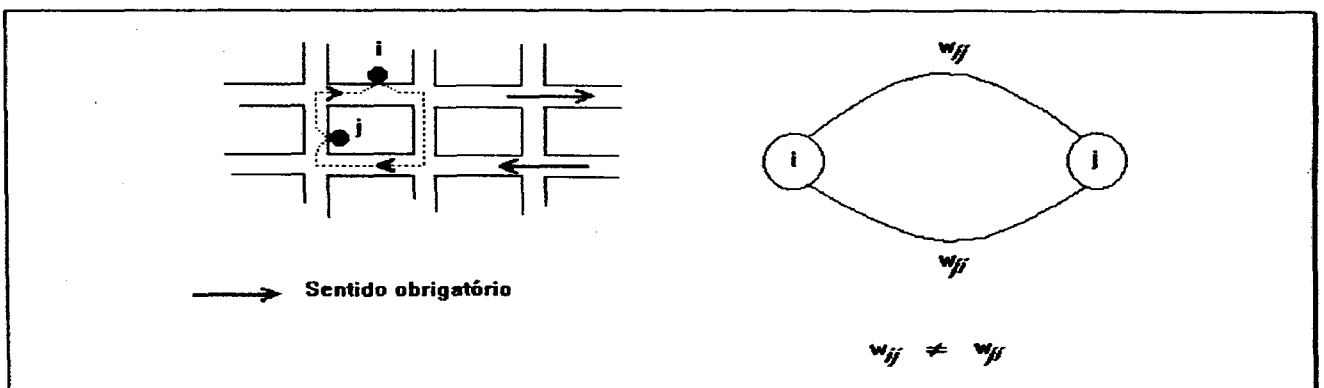


Figura 4.7 - Exemplo de ligação orientada (arco) entre dois vértices

Por outro lado, pode ser considerado também o critério da acessibilidade. O conceito de acessibilidade tem sido mais aplicado no estudo e planejamento do transporte de passageiros AZEVEDO (1985). Existem várias definições para acessibilidade. Basicamente, acessibilidade de um ponto em relação ao resto da rede é definida como "uma medida da oferta de serviço do sistema de transporte em face das necessidades de deslocamento a partir deste ponto". Vários fatores do sistema podem entrar na função de acessibilidade, tais como fluxos esperados, demanda nos pontos e capacidade das vias.

Após a geração das matrizes W correspondente a cada sub-região, existem pelos menos três situações adversas que influenciam a roteirização (ver figura 4.1): DF e Garagem - 1 Veículo n Rota, DF e Garagem - 1 Veículo 1 Rota e DF/Garagem.

4.4.4 - DF e Garagem - 1 Veículo e n Rotas

Nesta situação o local de destino final e garagem estão localizados distintamente e, um veículo realiza mais de um roteiro, em uma jornada de trabalho;

4.4.4.1 - Primeira Viagem

A primeira viagem de um veículo inicia na garagem, passa coletando em todos os pontos de sua zona, já definida anteriormente no procedimento de zoneamento, até sua capacidade de carga estar completa e termina no local de destino final. Para roteirizar a primeira viagem pode-se utilizar algoritmos exatos ou algoritmos heurísticos. Estes algoritmos foram comentados na capítulo III para o PCV clássico e devem ser modificados para atender a situação de começar e terminar em lugares distintos. O seguinte algoritmo proposto para a primeira viagem é heurístico e está baseado no Método da Envoltória Convexa. Consiste nos seguintes passos:

Algoritmo Proposto para a primeira Viagem

PASSO 1 - construir o menor caminho entre a garagem e o local de destino final.

Este caminho é o roteiro parcial inicial;

PASSO 2 - para cada vértice k não contido no roteiro parcial procurar o arco (i,j) do roteiro, tal que $w_{ik} + w_{kj} - w_{ij}$ seja mínimo;

PASSO 3 - para cada conjunto (i,j) k obtido no passo 2, calcular

$$\alpha_{ijk} = \frac{(w_{ik} + w_{kj})}{w_{ij}};$$

PASSO 4 - determinar α mínimo e inserir k entre i e j .

As figuras 4.8 e 4.9 mostram o resultado da sequência dos passos do algoritmo.

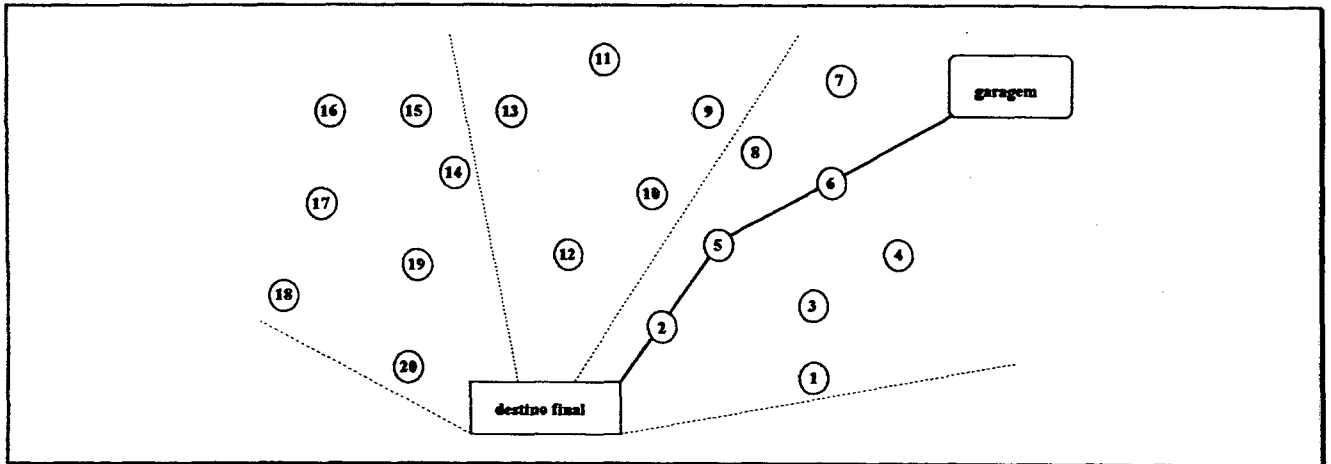
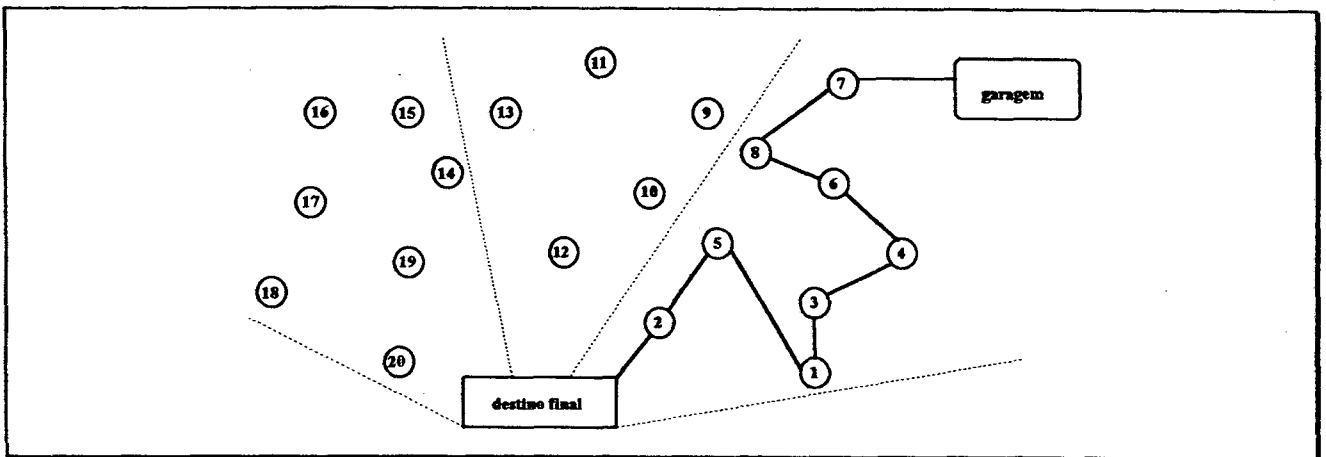


Figura 4.8 - Identificação do menor caminho entre a garagem e o local de destino final



**Figura 4.9 - Identificação da primeira viagem
(início na garagem término no local de destino final)**

4.4.4.2 - PCV

As viagens remanescentes tem seu início no próprio local de destino final. Portanto trata-se do PCV clássico, isto é, o veículo deve iniciar sua rota no local de destino final, percorrer coletando em todos os pontos da zona e voltar ao ponto inicial (local de destino final) de maneira que a distância percorrida nesta rota seja mínima. Para este tipo de roteamento deve-se usar um dos algoritmos comentados no Capítulo III para PCV.

Para determinar o algoritmo a ser usado foi implementado os algoritmos mais eficientes, segundo a literatura. Os algoritmos implementado foi o *branch and bound* para PCV, o próprio *branch and bound* com inclusão de heurísticas e, finalmente, algoritmos composto.

As tabelas 4.1 e 4.2 e o gráfico 4.1 sintetizam uma série de testes de cinco exemplos, gerados aleatoriamente (ver anexo II). Esta série de testes realiza o roteamento para uma sub-região com n vértices, onde o veículo inicia sua rota na garagem e deve retornar a mesma após percorrer todos os vértices. Portanto trata-se do problema clássico do caixeiro viajante. Os resultados são expressos em percentuais acima da solução exata, quer dizer, quanto maiores estes percentuais menor a eficiência do método para os casos estudados.

Tabela 4.1 - Percentual acima do ótimo (média dos cinco exemplos)

Nr Vértices	Método 0		Método 3-1		Método 3-2		Método 3-3		Método 3-4	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	13.64	00:00:01	15.98	00:00:00	10.20	00:00:01	00.00	00:00:01
15	00.00	00:00:08	15.64	00:00:08	12.76	00:00:06	09.05	00:00:05	04.53	00:00:05
20	00.00	00:00:74	19.58	00:00:26	09.52	00:00:16	10.81	00:00:12	02.67	00:00:09
25	00.00	00:01:52	41.78	00:00:71	23.82	00:00:40	14.69	00:00:30	10.61	00:00:24
30	00.00	00:10:10	19.09	00:01:59	21.93	00:00:92	23.86	00:00:80	08.33	00:00:40
35	00.00	00:58:75	24.20	00:03:62	29.37	00:01:53	20.15	00:01:72	07.44	00:00:74
40	00.00	00:42:20	25.48	00:06:47	26.33	00:03:35	25.45	00:02:81	09.62	00:00:86
45	00.00	16:28:13	30.42	00:10:18	38.30	00:04:79	29.19	00:05:35	10.25	00:01:47

MÉTODO 0 : Algoritmo *branch and bound* com solução ótima (exata).

MÉTODO 3-1 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial aleatória.

MÉTODO 3-2 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo da inserção do vértice mais distante (uma passada).

MÉTODO 3-3 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo da inserção do vértice mais distante (a melhor de n passada, onde n é o número de vértice do problema).

MÉTODO 3-4 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 50% acima do ótimo.

t = Tempo para obtenção da solução (mm:ss:cc)

% = Percentual acima do ótimo

Obs.: computador 486 DX2 de 50 MHz.

Tabela 4.2 - Percentual acima do ótimo (média dos cinco exemplos)

Nr Vértices	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:01	00.00	00:00:02	00.00	00:00:03	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:08	00.32	00:00:06	02.93	00:00:04	02.93	00:00:01	06.43	00:00:04
20	00.00	00:00:74	00.00	00:00:39	00.24	00:00:23	00.71	00:00:10	01.47	00:00:10
25	00.00	00:01:52	00.12	00:00:77	01.78	00:00:48	01.46	00:00:26	01.98	00:00:23
30	00.00	00:10:10	00.00	00:04:29	00.36	00:01:81	01.67	00:00:92	03.11	00:00:58
35	00.00	00:58:75	00.37	00:23:67	00.37	00:07:18	01.20	00:02:48	02.20	00:01:31
40	00.00	00:42:20	00.62	00:13:03	01.43	00:04:13	03.01	00:02:12	03.94	00:00:88
45	00.00	16:28:13	00.35	00:45:33	01.04	00:11:30	01.62	00:04:48	04.68	00:01:86

MÉTODO 00 : Algoritmo *branch and bound* com solução ótima (exata).
MÉTODO 05 : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 05% acima do ótimo.
MÉTODO 10 : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 10% acima do ótimo.
MÉTODO 15 : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 15% acima do ótimo.
MÉTODO 20 : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 20% acima do ótimo.

t = Tempo para obtenção da solução (mm:ss:cc)
% = Percentual acima do ótimo
Obs.: computador 486 DX2 de 50 MHz.

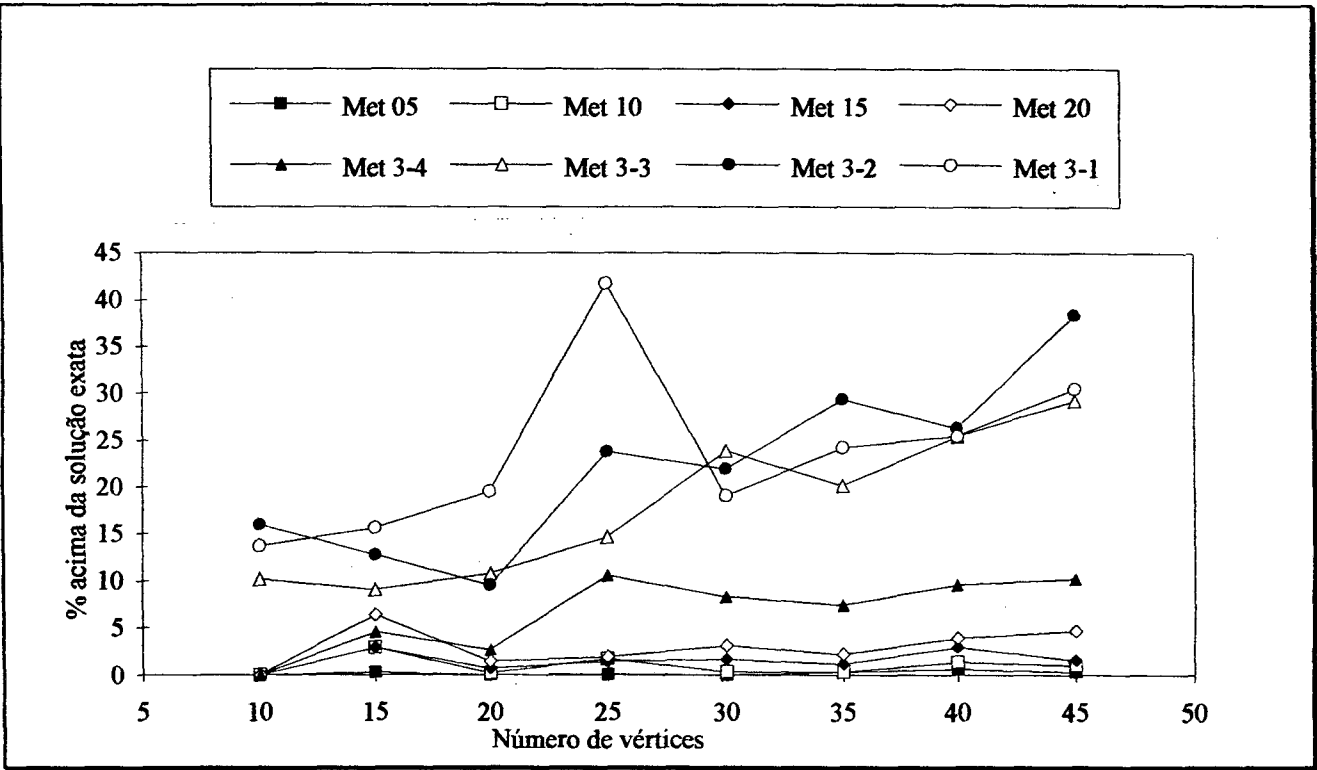


Gráfico 4.1 - Desempenho dos métodos em relação a solução exata

As avaliações foram feitas para um número pequeno de vértices, devido ao fato que após a divisão em zonas, geralmente se tem um número não superior a 50 pontos a serem visitados por um veículo para o serviço de coleta/entrega. Além disso, o comportamento de alguns algoritmos pode ser diferente quando o número de vértices crescer muito. Existem algoritmos específicos para problemas com número de vértices muito grande (PENKNY E MILLER, 1992).

Analisando os gráficos e as tabelas acima, pode se identificar qual o algoritmo mais indicado para as necessidades de uma operação de roteamento do PCV. Se o problema necessita ser alterado com frequência, a tendência normal seria optar por algoritmos mais rápidos, caso contrário pode-se optar pelo algoritmo exato. Portanto, geralmente o tempo de resposta do algoritmo é inversamente proporcional a qualidade da resposta.

Os algoritmos baseados em *branch and bound* apresentados acima, tanto os heurísticos quanto o exato, dependendo da matriz W podem apresentar um elevado tempo para determinar um roteiro, isto é, o tempo para apresentar uma solução é muito dependente dos dados. Portanto, o algoritmo proposto para a solução do PCV é um algoritmo composto.

O algoritmo composto que apresentou o melhor resultado nos testes foi o MÉTODO 3-3: Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo da inserção do vértice mais distante (a melhor de n passada, onde n é o número de vértice do problema). A justificativa da escolha é baseada no fato que este método apresentou o menor percentual acima da solução exata. Este resultado confirma a bibliografia, a qual indica que o algoritmo composto (3-Opt com roteiro inicial fornecido pelo algoritmo de inserção do vértice mais distante) é o mais eficiente entre os algoritmos heurísticos.

No Anexo I estão descritos detalhadamente o algoritmo exato *branch and bound* para PCV e os algoritmos 3-Opt e inserção do vértice mais distante.

A figura 4.10 apresenta os roteiros resultantes da aplicação do algoritmo proposto para o PCV.

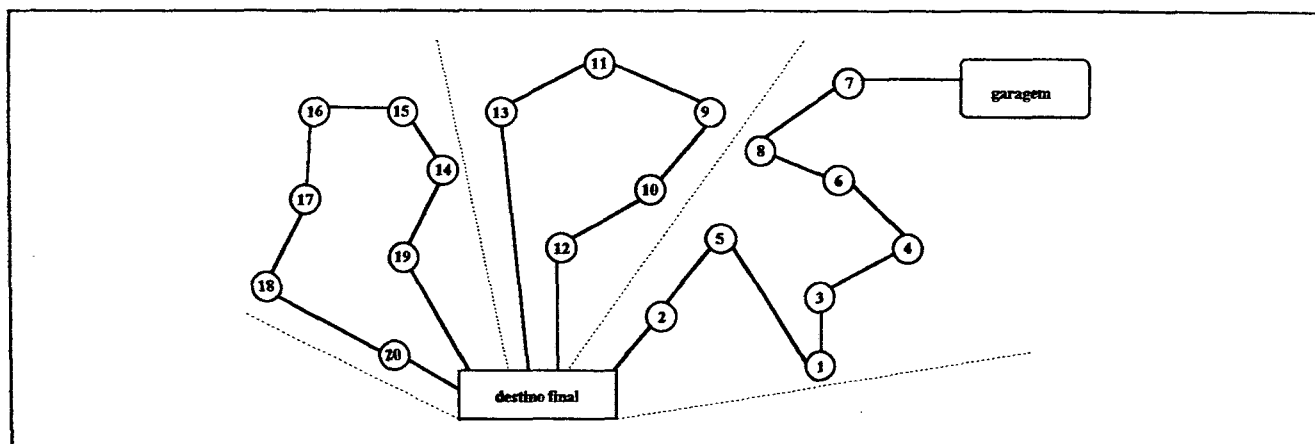
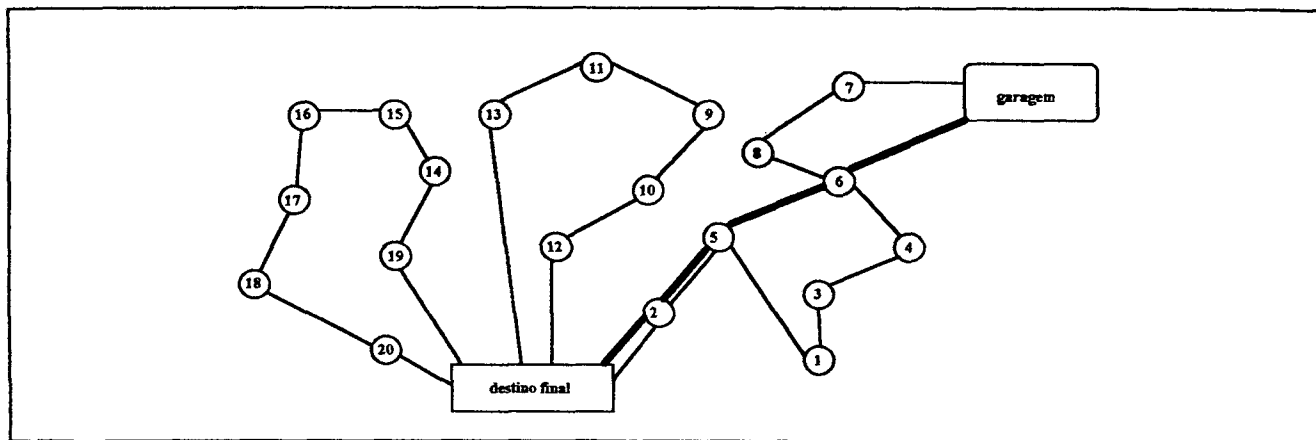


Figura 4.10 - Identificação de todas as viagens

4.4.4.3 - Retorno à Garagem

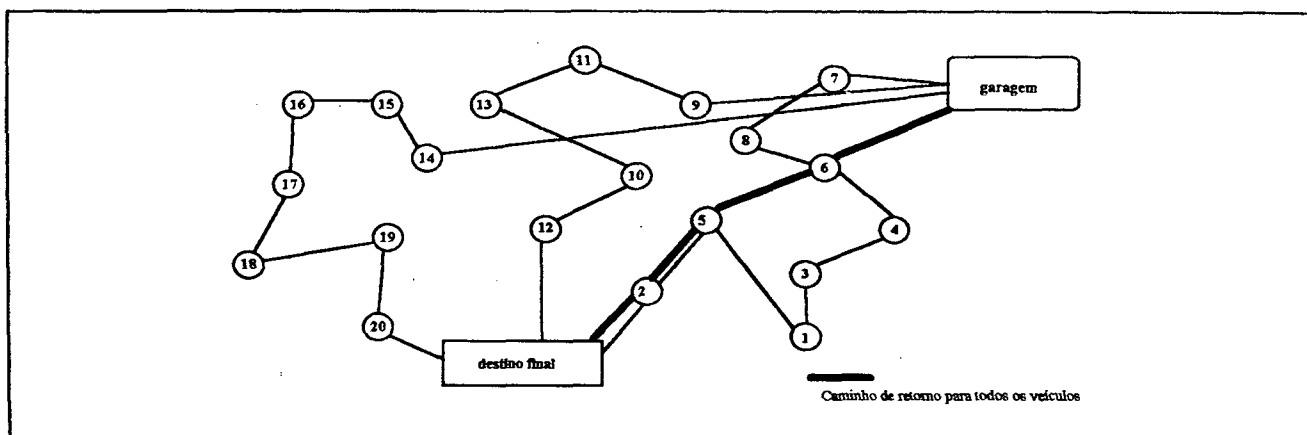
Após o término da coleta ou do turno da guarnição, o veículo geralmente deve retornar à garagem. Para determinar a rota mais econômica (em distância) entre o local de destino final e a garagem, se utiliza novamente a matriz de distância (W) e/ou a matriz de roteamento R , se a rede foi representada por um grafo. A figura 4.11 mostra esta situação.



**Figura 4.11 - Identificação de todas as viagens e do retorno a garagem
DF e Garagem - 1 Veículo e n Rotas**

4.4.5 - DF e Garagem - 1 Veículo e 1 Rota

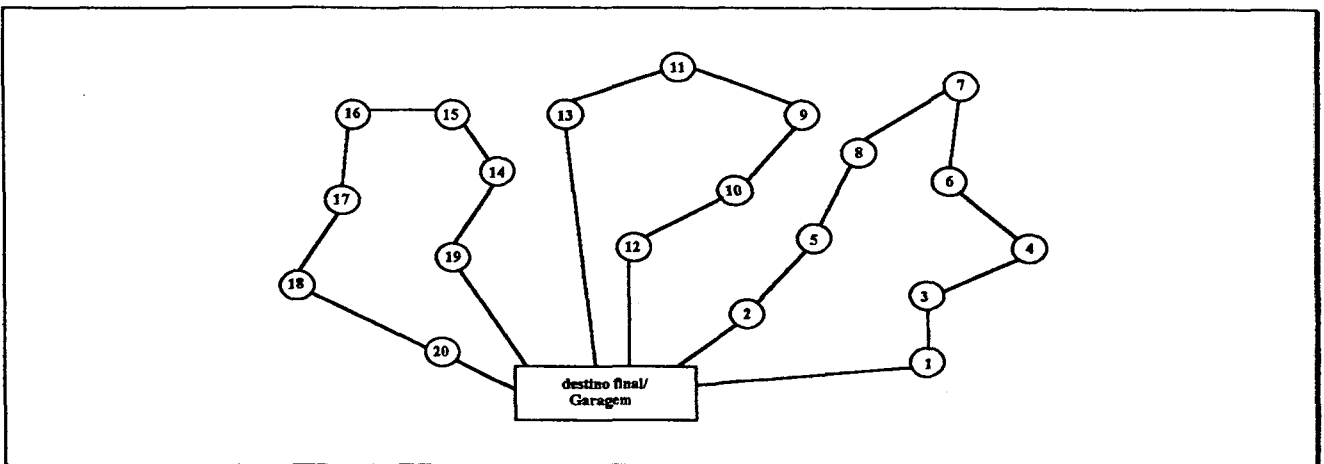
Nesta situação, o local de destino final e a garagem estão localizados distintamente e, um veículo faz somente um roteiro numa jornada de trabalho. O roteiro do veículo inicia na garagem, passa coletando em todos os pontos de sua sub-região, já definida no procedimento de zoneamento, até sua capacidade de carga estar completa, e termina no local de destino final. A solução para esta situação já foi descrita no item 4.4.4.1 para roteirizar a primeira viagem, portanto o algoritmo a ser utilizado é algoritmo proposto para a primeira viagem. Da mesma maneira, para retornar à garagem os comentários foram feitos no item 4.4.4.3. A figura 4.12 mostra esta situação.



**Figura 4.12 - Identificação de todas as viagens e do retorno a garagem
DF e Garagem - 1 Veículo e 1 Rota**

4.4.6 - DF/Garagem

Nesta situação, o local de destino final e a garagem estão localizados no mesmo lugar (um veículo faz um ou mais roteiros numa jornada de trabalho). O roteiro do veículo inicia na garagem, passa coletando em todos os pontos de sua sub-região, já definida anteriormente no procedimento de zoneamento, até sua capacidade de carga estar completa, e termina no local de destino final que está localizado junto à garagem. A solução para esta situação já foi descrita no item 4.4.4.2 para roteirizar o PCV, portanto, o algoritmo composto a ser utilizado é algoritmo 3-Opt com roteiro inicial fornecido pelo algoritmo de inserção do vértice mais distante. A figura 4.13 mostra esta situação.



**Figura 4.13 - Identificação de todas as viagens
DF/Garagem**

Além destas, existem várias situações diferentes, como por exemplo situações envolvendo janelas de tempo (um determinado ponto só deve ser visitado em determinado horário). Apesar de importantes, estas situações não são abordadas neste trabalho.

No próximo capítulo será apresentada uma aplicação prática do modelo proposto, para coleta de resíduos de hospitais, de laboratórios, de farmácias e de clínicas médicas para a cidade de Curitiba no estado do Paraná.

CAPÍTULO V

5 - APLICAÇÃO DO MODELO

O modelo proposto no capítulo IV pode ser aplicado à várias situações práticas de coleta ou entrega de mercadorias. Como um dos objetivos deste trabalho é complementar o trabalho apresentado por CANASSA, 1992, este modelo foi aplicado para a coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde. Com o presente modelo pretende-se fornecer ferramentas complementares para o total planejamento de roteirização de veículos do sistema de resíduos sólidos urbanos, isto é, a coleta convencional e a coleta especial, ponto a ponto.

O modelo foi aplicado na cidade de Curitiba, no Estado do Paraná. A operação a ser executada é a coleta de resíduos sólidos dos serviços de saúde, dentre os quais estão incluídos resíduos de hospitais, clínicas médicas, ambulatorios, laboratórios, farmácias e hospitais e clínicas veterinárias.

5.1 - Situação Atual

Na maioria das cidades o planejamento de roteiros para a coleta, tanto a domiciliar como a hospitalar, é feito de maneira empírica. Este planejamento empírico, certamente acarreta desperdícios de recursos da operação de coleta, tais como: combustíveis, pneus, desgaste da mecânica dos veículos e aumento de carga horária de trabalho (muitas vezes implicando em horas extras).

Na cidade de Curitiba, o planejamento dos roteiros de veículos para a coleta foi até o presente momento planejado de maneira empírica, envolvendo o conhecimento dos profissionais da área, e ajustado conforme a necessidade após a implantação dos mesmos. Estes ajustes envolvem a otimização dos roteiros considerando-se as condições de tráfego em geral (pavimentação, número de sinaleiras, intensidade do tráfego, inclinação de ruas), a qualidade do serviço prestado e as condições de trabalho para a guarnição da coleta.

A zona de coleta hospitalar na Cidade de Curitiba envolve 260 pontos de coleta, numa área de aproximadamente 750 Km², conforme mostra a figura 5.1a e figura 5.1b.

No anexo III estão relacionados e identificados por um número todos os pontos de coleta e igualmente o dia da coleta e a sequência da visita neste dia.

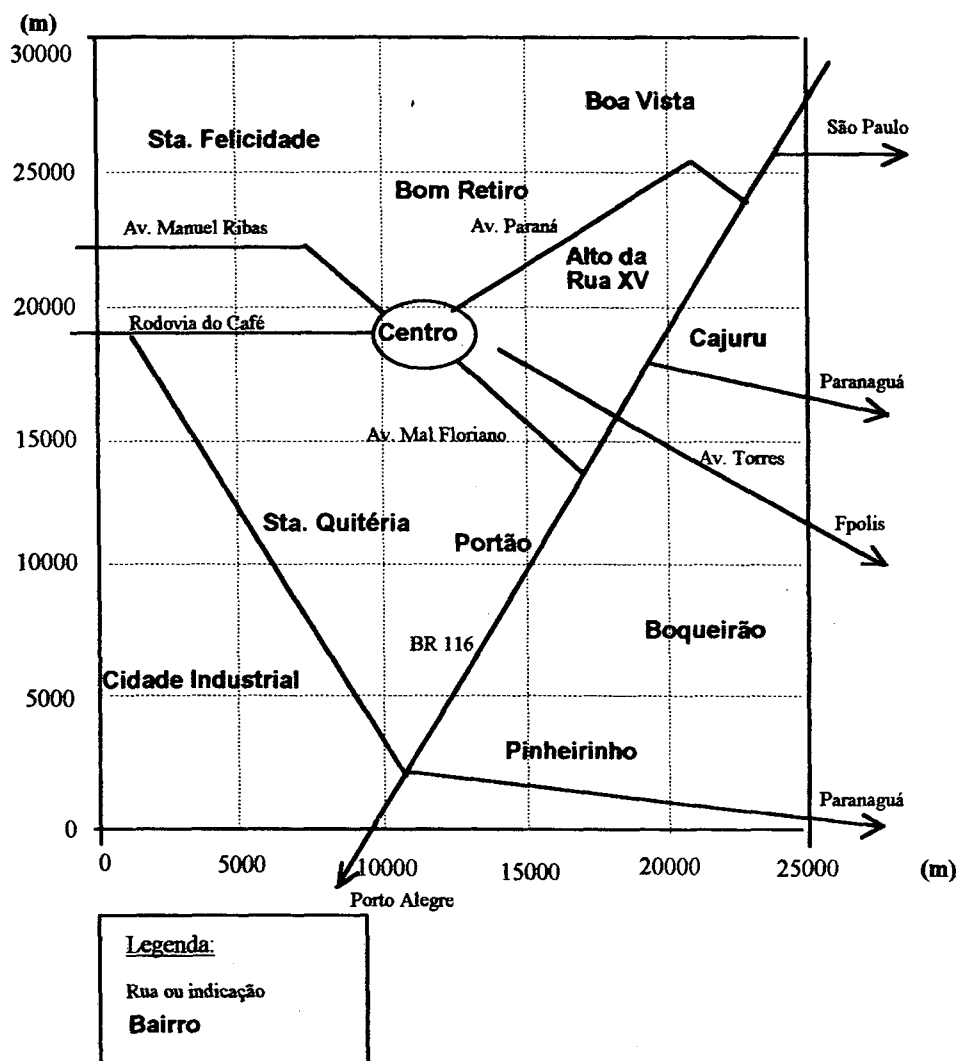


Figura 5.1a - Esboço da zona de coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde da Cidade de Curitiba .

A coleta em Curitiba é feita por dois veículos com capacidade de 8 ton. Cada veículo faz uma única viagem saindo da garagem, coleta os pontos de seu roteiro e retorna à garagem para a pesagem do resíduo coletado. Após a pesagem, o veículo se desloca ao local de descarga. Entretanto, esta distância entre a garagem e o local de descarga não será considerada neste trabalho pois ela não influencia nos roteiros de coleta. Portanto, será considerada a garagem como o local de descarga do resíduos hospitalares coletados.

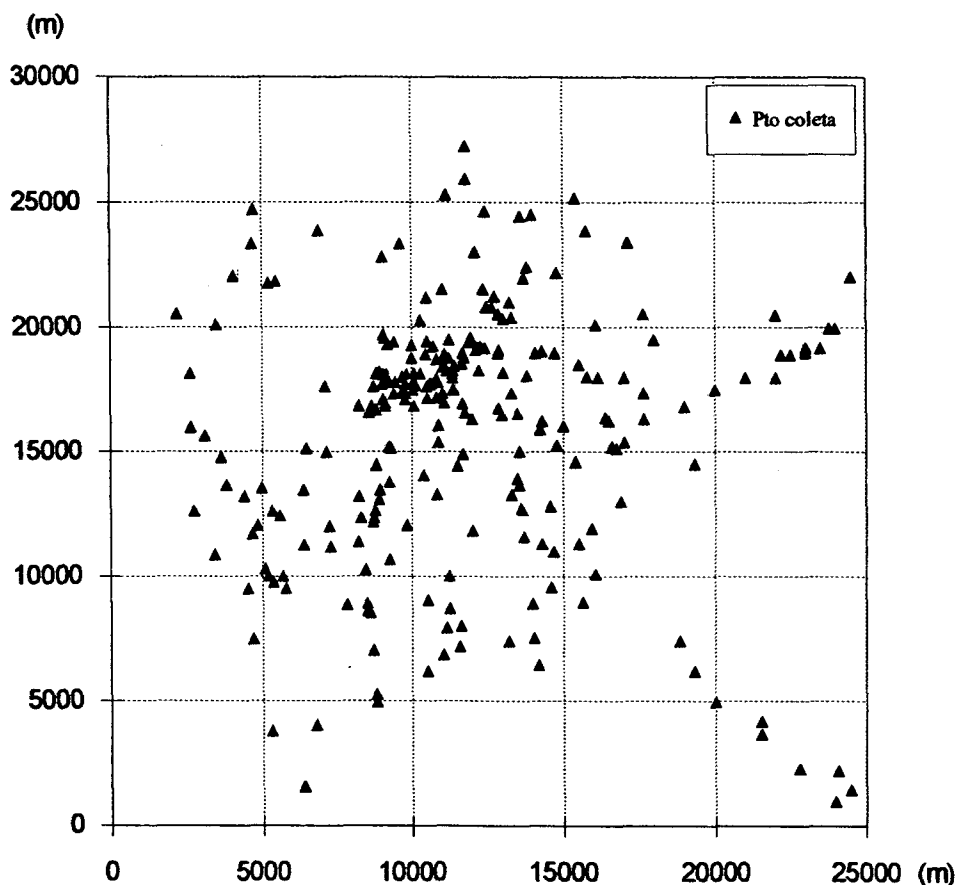


Figura 5.1b - Pontos de coleta hospitalar da Cidade de Curitiba .

A distância percorrida por cada veículo é dado na Tabela 5.1.

Tabela 5.1 - Distâncias atuais percorridas para cada veículo durante a semana

	Distâncias (m)		
	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Segunda-feira	151.250	78.110	229.360
Terça-feira	85.610	66.580	152.190
Quarta-feira	92.200	98.440	190.640
Quinta-feira	94.040	78.630	172.670
Sexta-feira	160.230	106.040	266.270
Sábado	39.270	37.330	76.600
Total	622.600	465.130	1.087.730

Todas as distâncias apresentadas neste capítulo (com exceção das apresentadas no Gráfico 5.1) são calculadas a partir das distâncias euclidianas e multiplicadas por um coeficiente de correção. O coeficiente de correção foi calculado por uma regressão linear simples, utilizando-se aproximadamente 400 distâncias. Portanto o coeficiente de correção resultante

da regressão foi de 1,3152 para distâncias menores de 4000 metros e de 1,21 para distâncias maiores ou iguais a 4000 metros, com R^2 0,96. O coeficiente de correção é multiplicado pela distância euclidiana produzindo uma distância aproximada da distância real.

O Gráfico 5.1 mostra a quantidade total em kg (coletada pelos dois veículos) de resíduos de serviços de saúde coletado por mês desde julho de 1991 à março de 1994. Nota-se um aumento significativo na quantidade coletada neste período. Portanto, se conclui que o planejamento através de métodos de otimização e informática se tornam cada vez mais necessários para um eficiente planejamento dos roteiros.

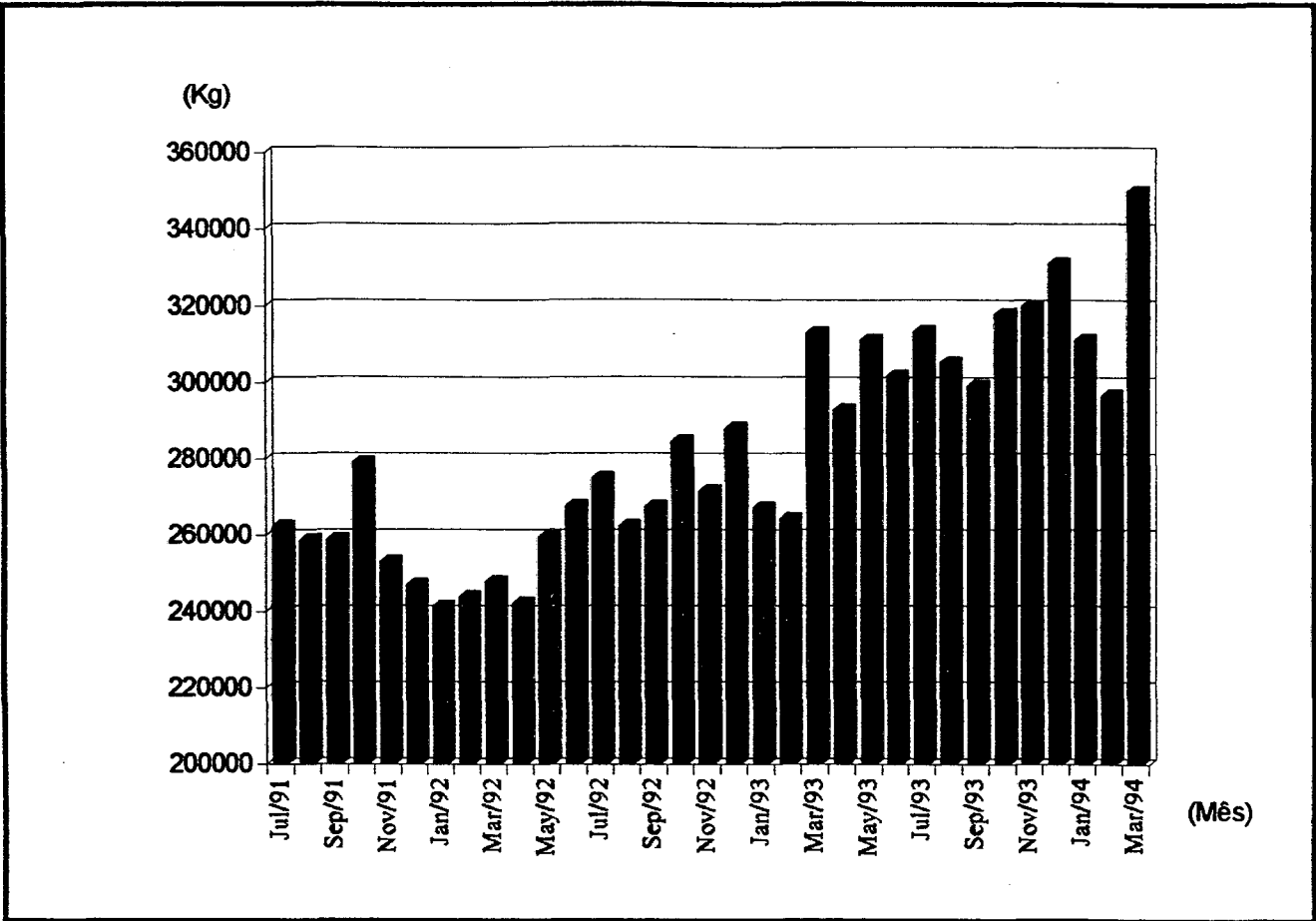


Gráfico 5.1 - Quantidade de resíduos sólidos de serviços de saúde coletados por mês em Curitiba

O Gráfico 5.2 mostra a distância total em quilômetros percorrida (por dois veículos) para coletar o lixo hospitalar de Curitiba.

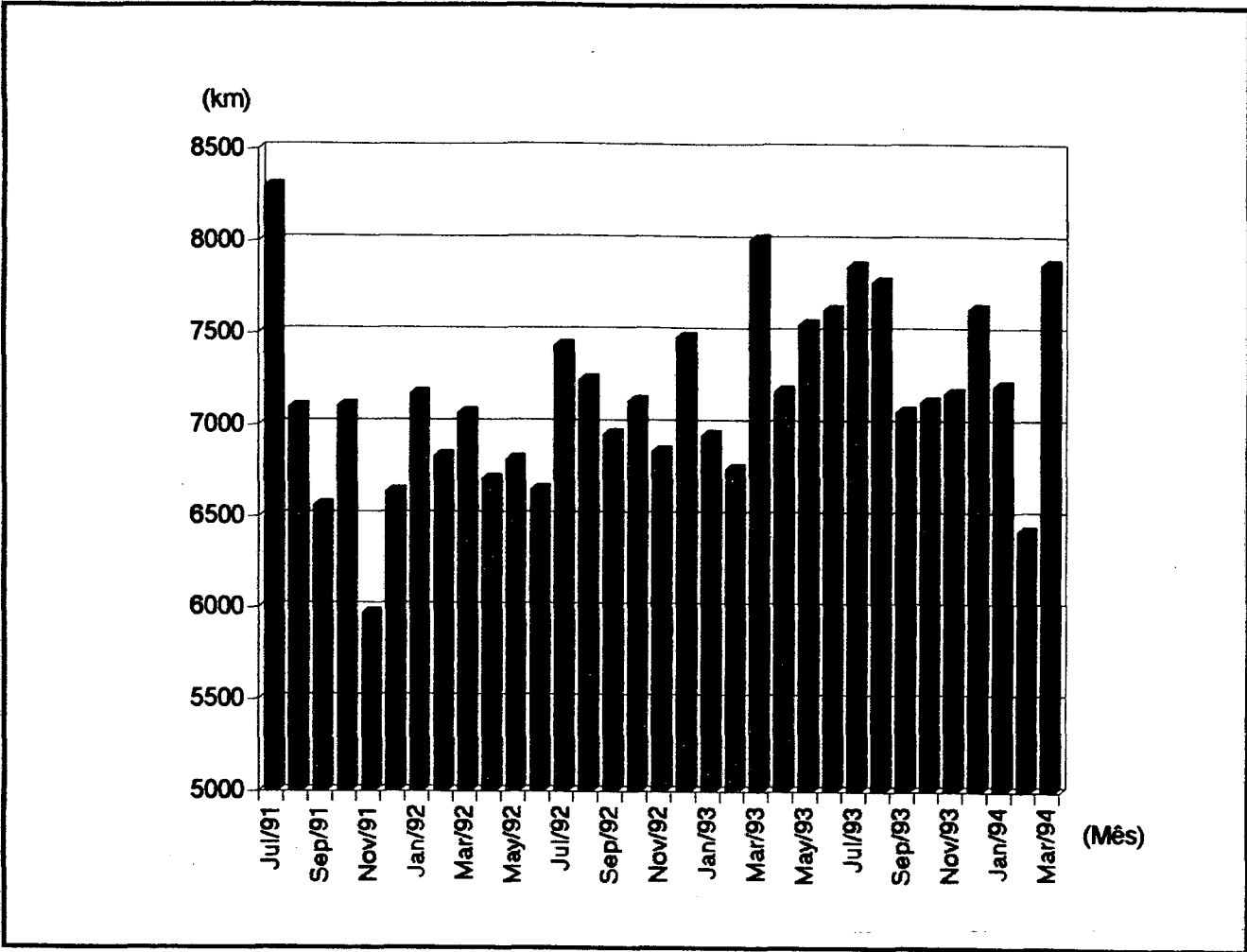


Gráfico 5.2 - Distância total percorrida para coletar o lixo hospitalar de Curitiba

No Gráfico 5.3, onde são apresentadas as quantidades de resíduos coletadas por quilômetro percorrido, percebe-se que apesar do crescimento significativo destas quantidades, a distância percorrida se manteve relativamente constante.

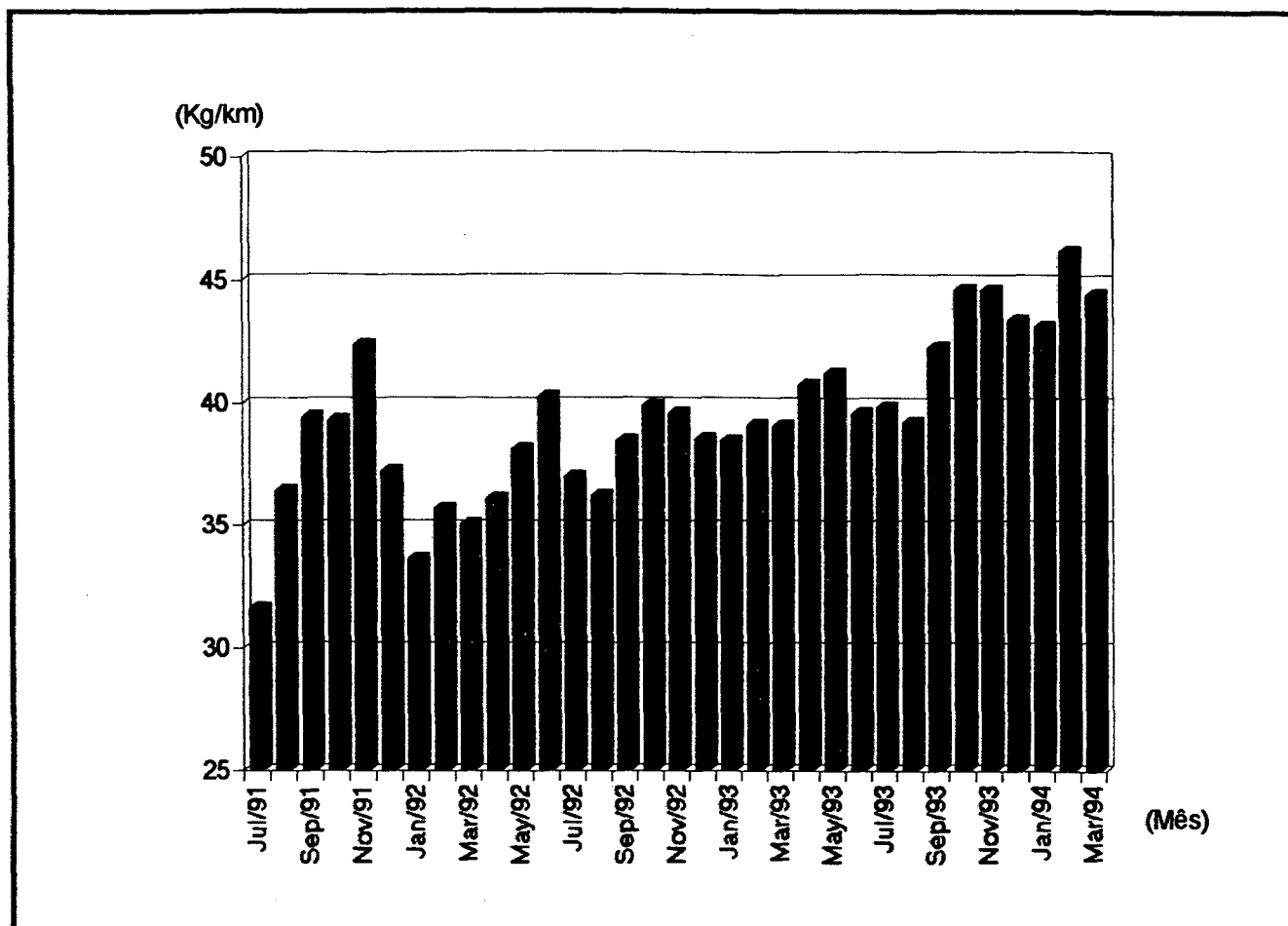


Gráfico 5.3 - Quantidade de lixo coletado (Kg) por cada km percorrido

A figura 5.2a representa os pontos coletados na segunda-feira. A figura 5.2b, representa os roteiros atuais dos dois veículos coletores para os pontos representados na figura 5.2a. Da mesma maneira, as figuras 5.3a, 5.4a, 5.5a, 5.6a e 5.7a representam os pontos coletados na terça, quarta, quinta, sexta-feira e sábado, respectivamente e as figuras 5.3b, 5.4b, 5.5b, 5.6b e 5.7b representam os roteiros atuais dos dois veículos coletores para os pontos coletados na terça, quarta, quinta, sexta-feira e sábado, respectivamente. A sequência de visita dos pontos para cada dia da semana dos atuais roteiros estão relacionados no anexo III e IV.

Duas observações:

- os roteiros atuais foram obtidos pelo acompanhamento dos veículos durante uma semana qualquer;
- existem dois pontos comuns a todos os roteiros, a saber: a garagem e o ponto de almoço.

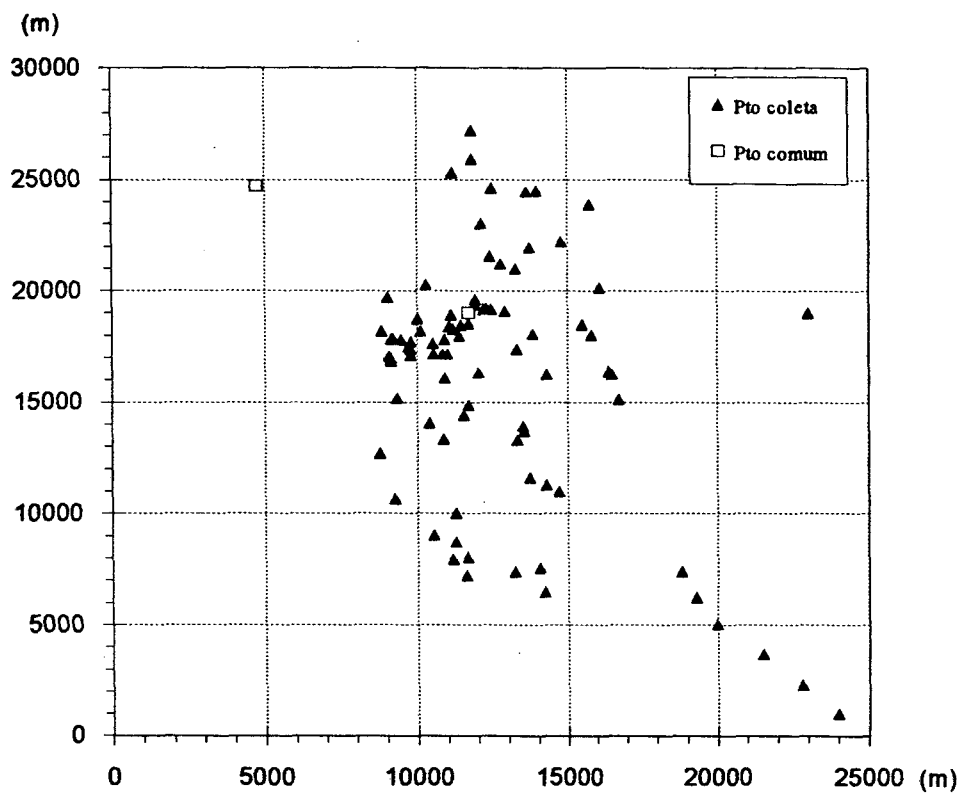
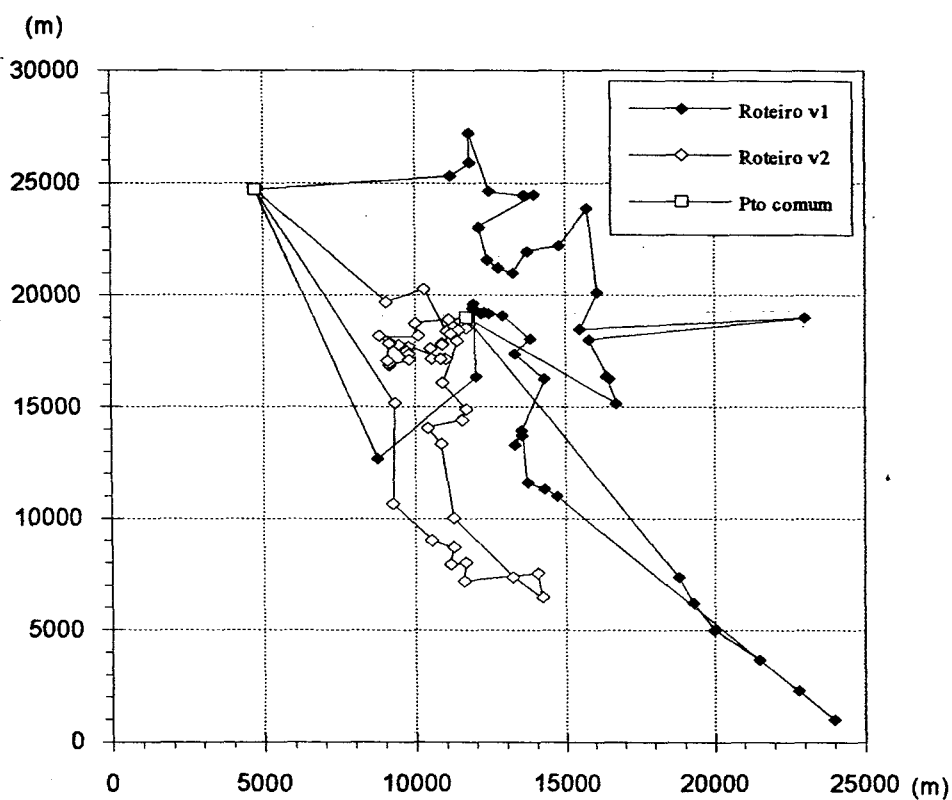


Figura 5.2a - Pontos coletados na segunda-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	48	47	95
Distância (m)	151.250	78.110	229.360

Figura 5.2b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de segunda-feira

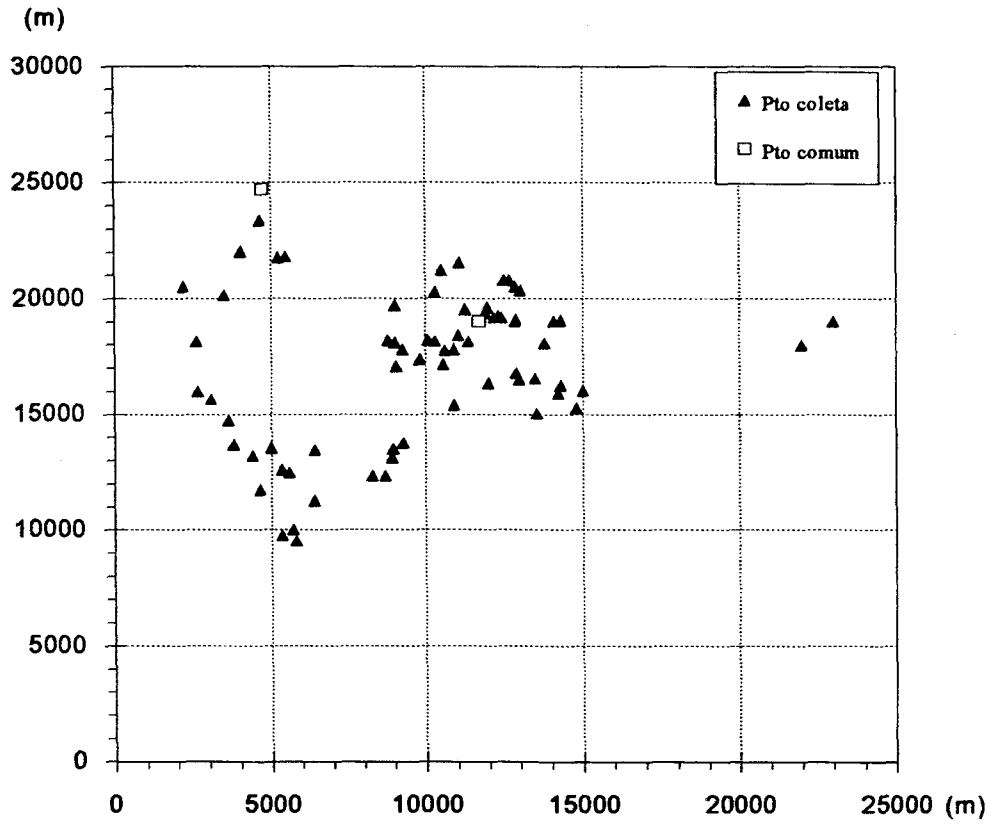
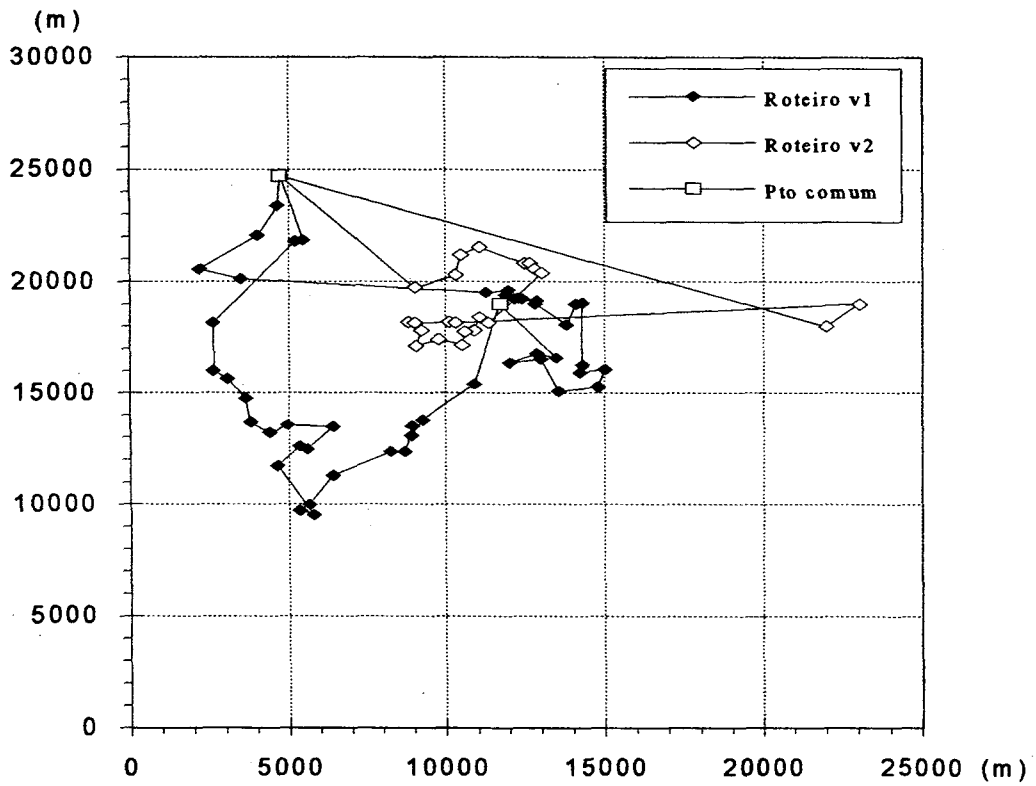


Figura 5.3a - Pontos coletados na terça-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	50	25	75
Distância (m)	85.610	66.580	152.190

Figura 5.3b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de terça-feira

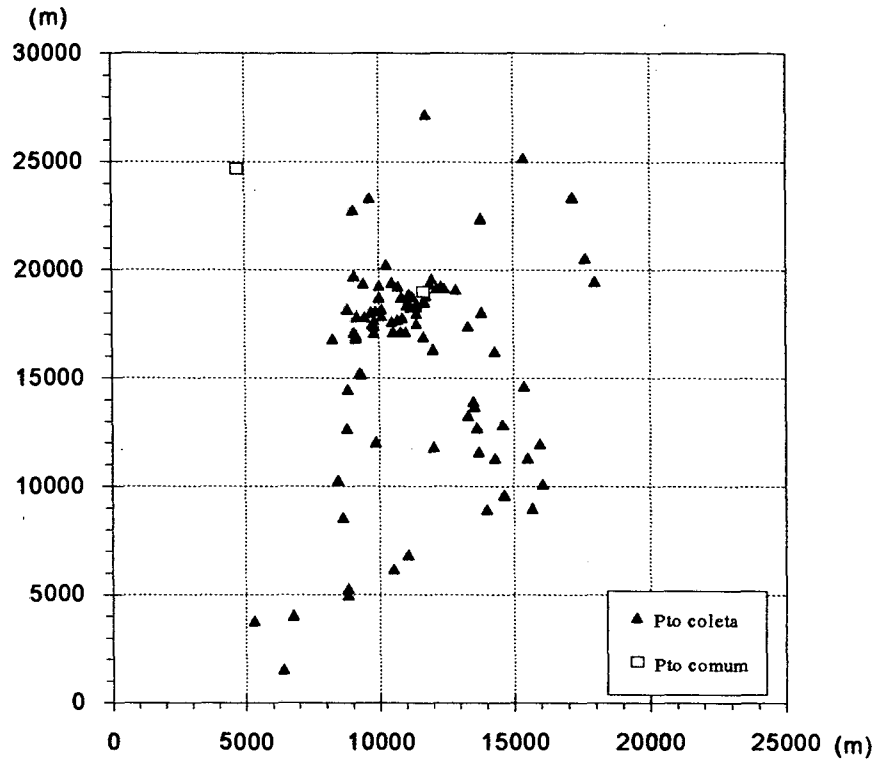
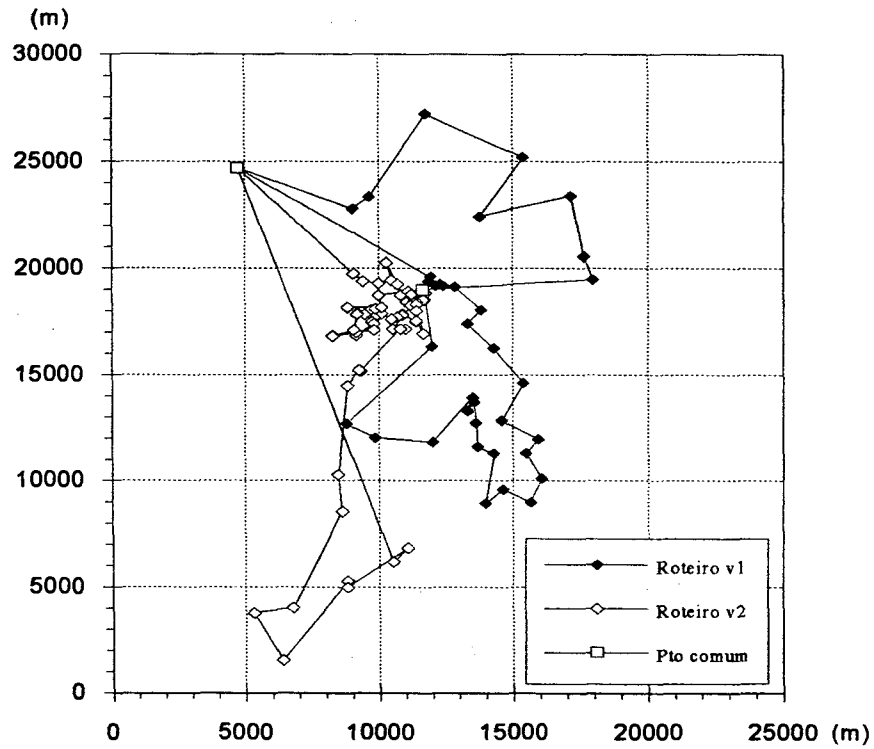


Figura 5.4a - Pontos coletados na quarta-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	39	61	100
Distância (m)	92.200	98.440	190.640

Figura 5.4b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de quarta-feira

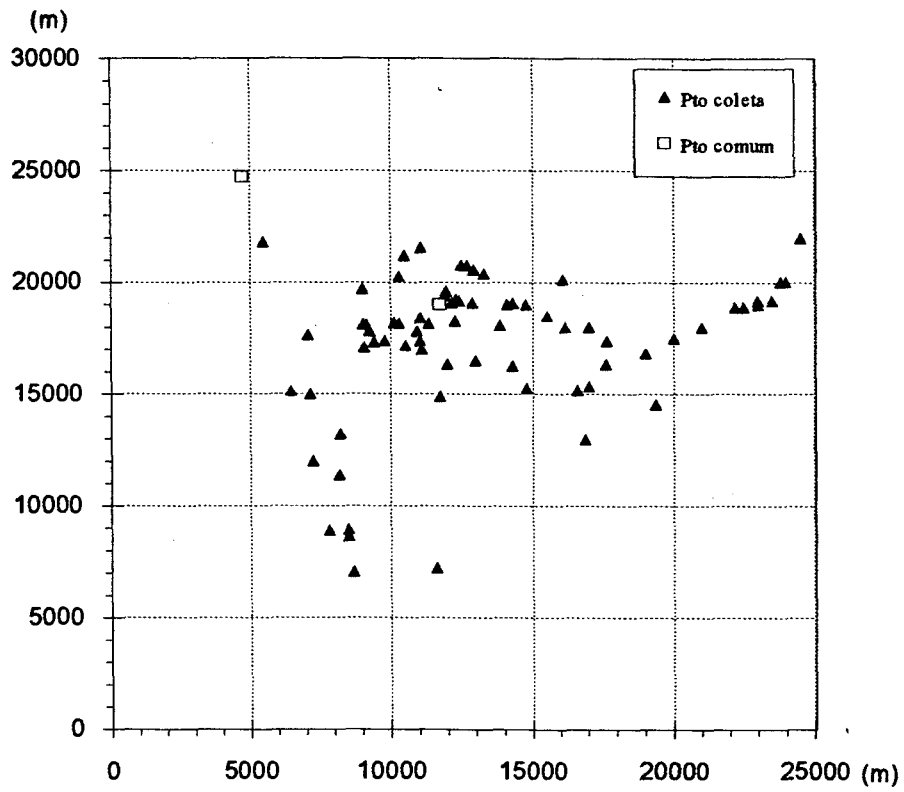
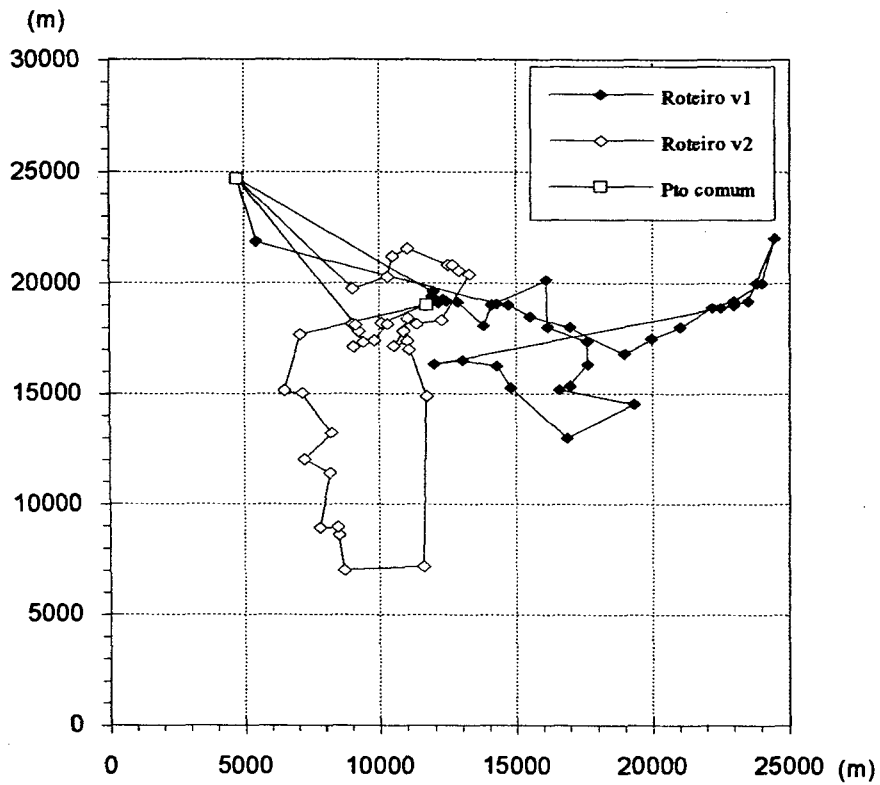


Figura 5.5a - Pontos coletados na quinta-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	38	39	77
Distância (m)	94.040	78.630	172.670

Figura 5.5b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de quinta-feira

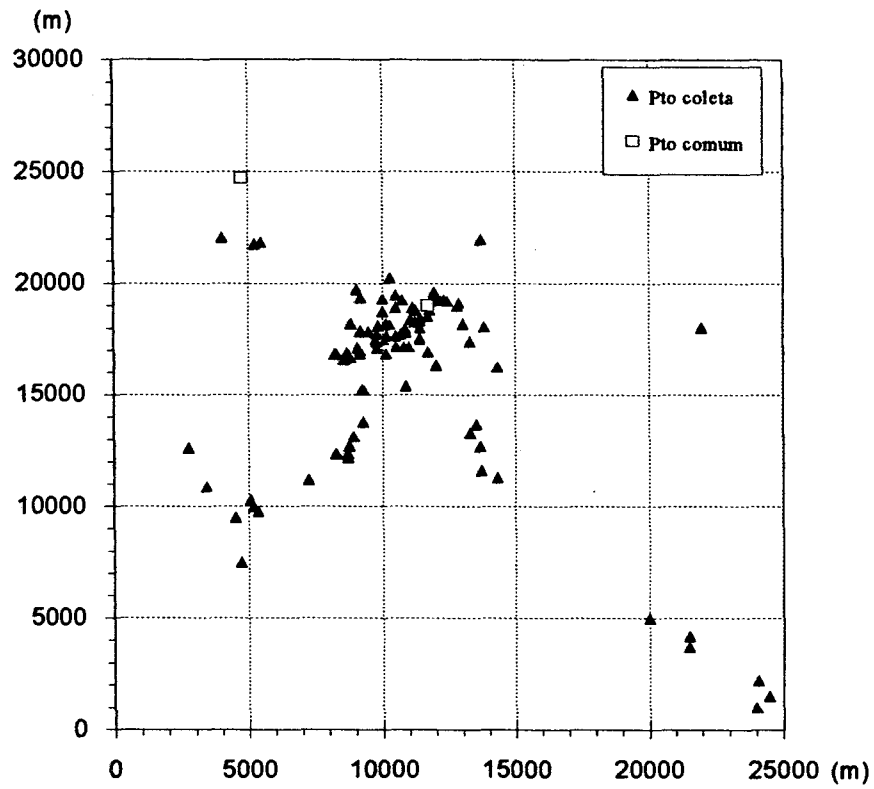
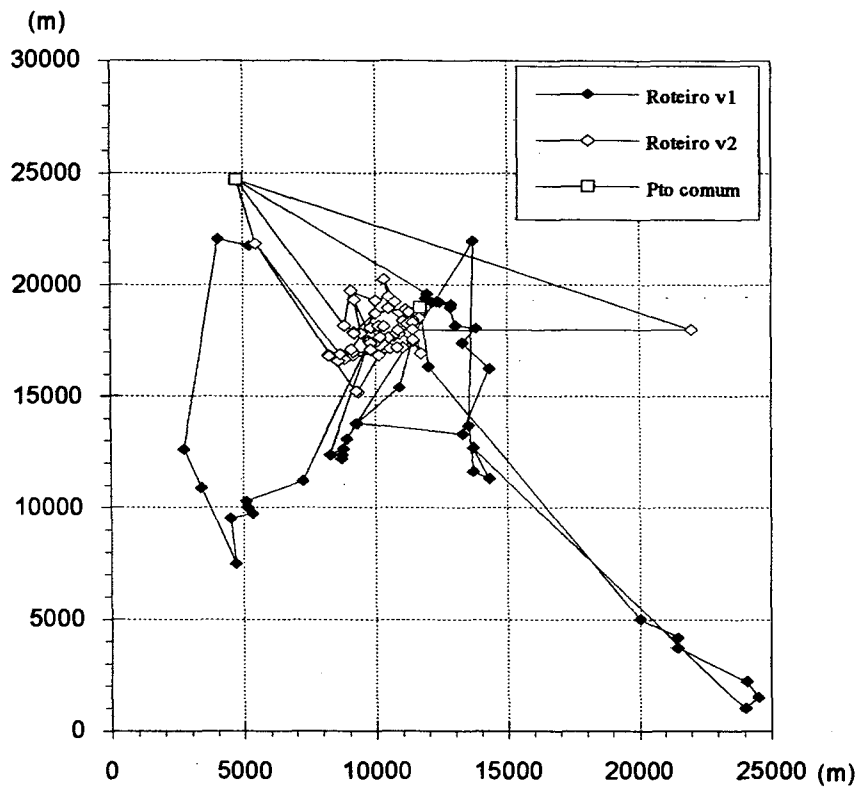


Figura 5.6a - Pontos coletados na sexta-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	47	58	105
Distância (m)	160.230	106.040	266.270

Figura 5.6b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de sexta-feira

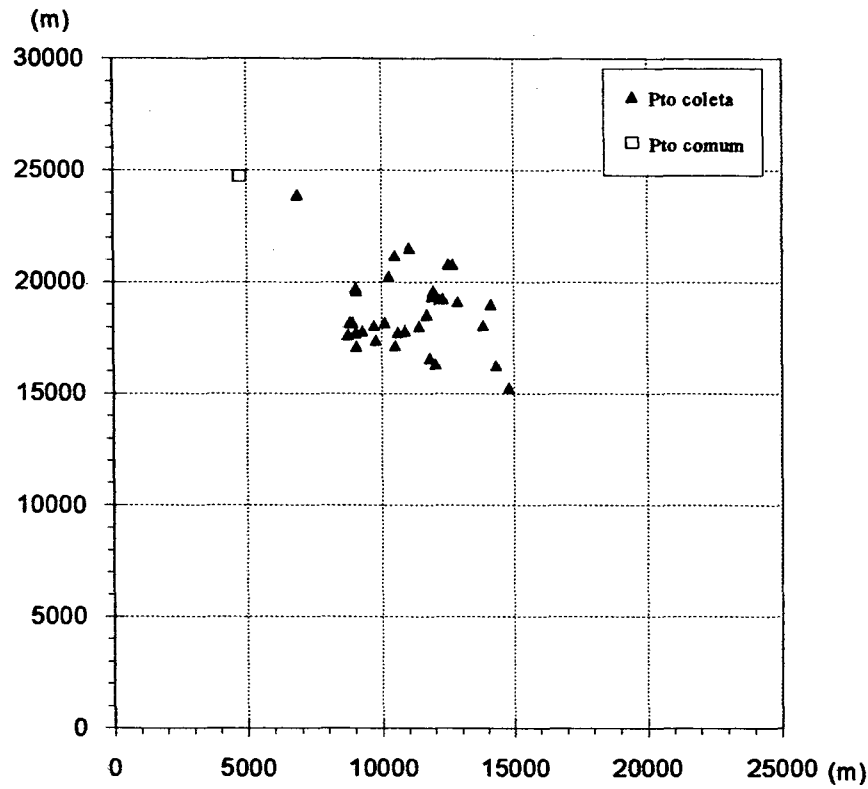
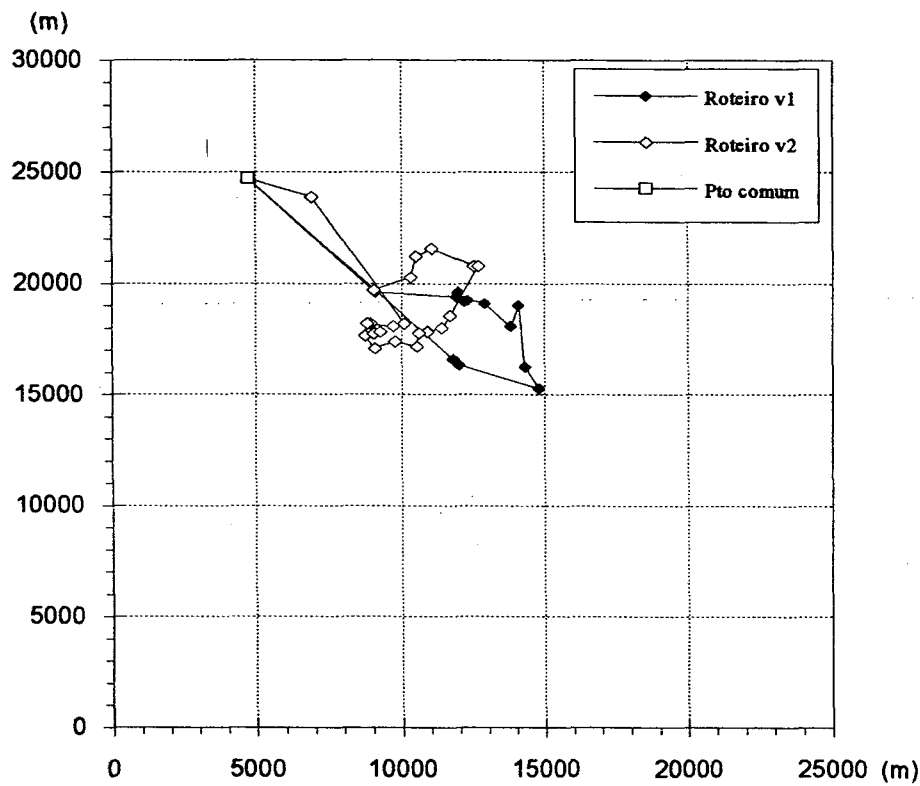


Figura 5.7a - Pontos coletados no sábado



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	14	24	38
Distância (m)	39.270	37.330	76.600

Figura 5.7b - Roteiros atuais dos dois veículos para os pontos de sábado

5.2 - Otimização Proposta

Como demonstrado no capítulo IV, existem vários algoritmos que podem ser aplicados para roteirização. Os algoritmos mais interessantes, segundo os teste feitos (ver Gráfico 4.1), são os algoritmos *branch and bound*, e dependendo da situação pode ser necessário a solução ótima ou solução com um percentual acima do ótimo. Entretanto, para a cidade de Curitiba a matriz de distância (W) possui valores muito semelhantes, e conseqüentemente, algoritmos baseados em *branch and bound* são demorados devido ao rápido crescimento horizontal da árvore de busca (ver Anexo I).

Isto explica-se exatamente porque os nodos da árvore de busca possuem valores muito semelhantes. Portanto, o algoritmo utilizado para determinar os roteiros foi o algoritmo 3-Opt com o roteiro inicial determinado pelo algoritmo de inserção do vértice mais distante, que foi o algoritmo que apresentou os melhores resultados depois dos *branch and bound* (ver Gráfico 4.1). Para calcular as distâncias entre todos os pontos, isto é, gerar a matriz de distância (W), para determinar o roteiro pelo algoritmo inserção do vértice mais distante e melhorá-lo com o 3-Opt, o tempo médio gasto foi de aproximadamente 3 segundos, numa plataforma 486 DX2 66 MHz para cada roteiro.

Não foram calculados os roteiros ótimos exatamente pelo tempo excessivo de execução do algoritmo *branch and bound* para os dados de Curitiba. Para todos os dias, com exceção do sábado, o algoritmo gastou mais de 1 hora para achar uma solução com um percentual de até 10% acima do ótimo. Além disso, esta solução era sempre pior que a solução apresentado pelo algoritmo composto inserção do vértice mais distante e 3-Opt. Portanto os roteiros propostos caso não sejam ótimos, estão muito próximos do ótimo. O próprio algoritmo de inserção do vértice mais distante já determinava uma boa solução (próxima do ótimo), sempre apresentou solução melhor que o algoritmo *branch and bound* com até de 10% de acréscimo sobre o ótimo. Além disso foi melhorado, e todos os caso o 3-Opt melhorou os roteiros gerados pelo algoritmo de inserção do vértice mais distante .

Não foi possível levantar a demanda de cada ponto de coleta por isso os roteiros propostos possuem em sua grande maioria os mesmos pontos dos roteiros atuais.

A seguir os passos executados para gerar os roteiros propostos:

PASSO 1 - Para cada dia da semana dividir os pontos em dois grupos distintos (dois veículos) com exceção da garagem e do ponto de almoço;

PASSO 2 - Para cada grupo de pontos gerados no passo 1 gerar a matriz W (distâncias entre todos os pontos) utilizando a distância euclidiana multiplicada pelo coeficiente de correção (1,3152 para distâncias menores de 4000 metros e de 1,21 para distâncias maiores ou iguais a 4000 metros);

PASSO 3 - Sobre cada uma das matrizes W é aplicado o algoritmo de inserção do vértice mais distante com o melhor roteiro de n passadas. Em seguida, tenta-se melhorar o roteiro gerado utilizando o algoritmo 3-Opt.

PASSO 4 - Plotar os roteiros obtidos no passo 3.

PASSO 5 - Para cada roteiro, verificar se o veículo visitará o ponto de almoço aproximadamente na metade do roteiro (ou se assemelha a proporção do roteiro atual).

PASSO 6 - Para os roteiros que não se verificou o passo 5, faça empiricamente um desvio de sequência dos pontos, aproximadamente na metade dos pontos (ou divisão semelhante à atual), para o ponto de almoço e retornando novamente a sequência normal do roteiro. Neste passo percebe-se visualmente no roteiro plotado, redefinição de alguma (s) parte do roteiro.

PASSO 7 - Replotar todos os roteiros ajustados e calcular as distâncias para os roteiros alterados (somar as distâncias incluídas e subtrair as excluídas)

A seguir a Tabela 5.2 que apresenta as distâncias propostas obtidas pela utilização dos passos acima descritos.

Tabela 5.2 - Distâncias propostas para cada veículo durante a semana

	Distâncias (m)		
	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Segunda-feira	123.720	70.400	194.120
Terça-feira	78.530	51.590	130.120
Quarta-feira	61.750	107.660	169.410
Quinta-feira	59.380	89.610	148.990
Sexta-feira	121.160	42.430	163.590
Sábado	39.960	30.480	70.440
Total	484.500	392.170	876.670

A Tabela 5.3 apresenta a comparação dos resultados obtidos da aplicação do modelo com a situação atual. Vale lembrar que tanto as distâncias atuais e as distâncias propostas são calculadas da mesma maneira, como foi mencionado no início deste capítulo.

Tabela 5.3 - Comparação em os roteiros atuais e os propostos

	Distâncias percorrida nos roteiros (m)						Redução	
	Atual			Proposto			m	%
	Roteiro v1	Roteiro v2	Total	Roteiro v1	Roteiro v2	Total		
Segunda-feira	151.250	78.110	229.360	123.720	70.400	194.120	35.240	15,36
Terça-feira	85.610	66.580	152.190	78.530	51.590	130.120	22.070	14,50
Quarta-feira	92.200	98.440	190.640	61.750	107.660	169.410	21.230	11,14
Quinta-feira	94.040	78.630	172.670	59.380	89.610	148.990	23.680	13,71
Sexta-feira	160.230	106.040	266.270	121.160	42.430	163.590	102.680	38,56
Sábado	39.270	37.330	76.600	39.960	30.480	70.440	6.160	8,04
Total	622.600	465.130	1.087.730	484.500	392.170	876.670	211.060	19,40

As figuras que seguem abaixo representam os roteiros propostos pelo modelo, de segunda a sábado, juntamente com o número de pontos e as distâncias a serem percorridas pelos veículos coletores. No anexo V está relacionada a seqüência de visita dos pontos para cada dia da semana dos roteiros propostos.

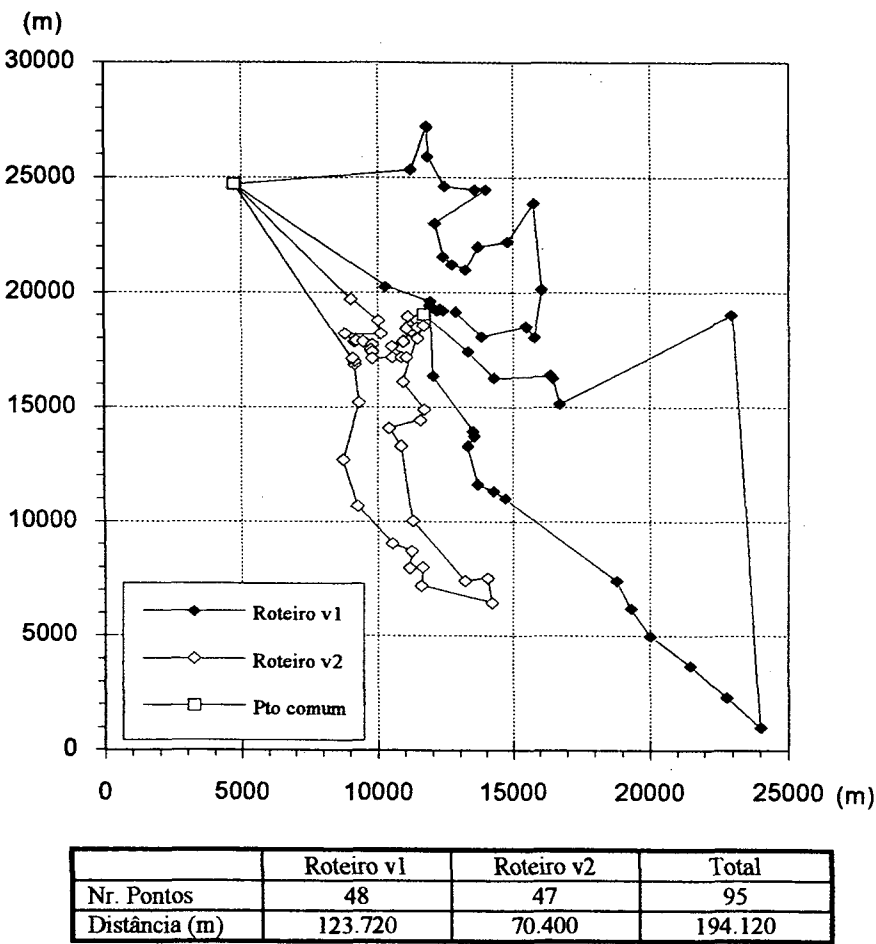
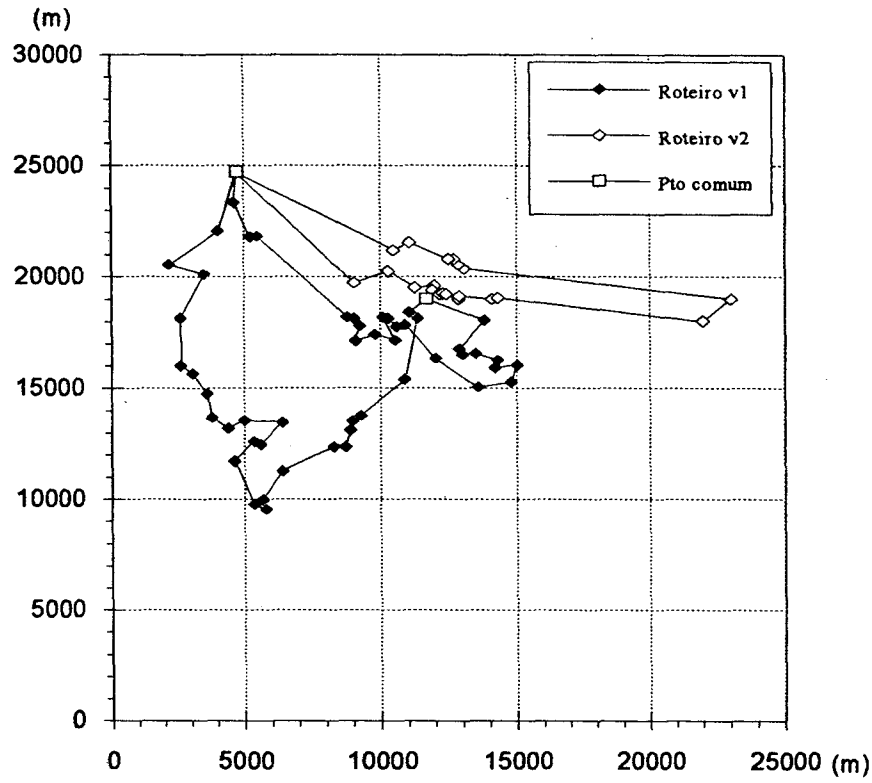
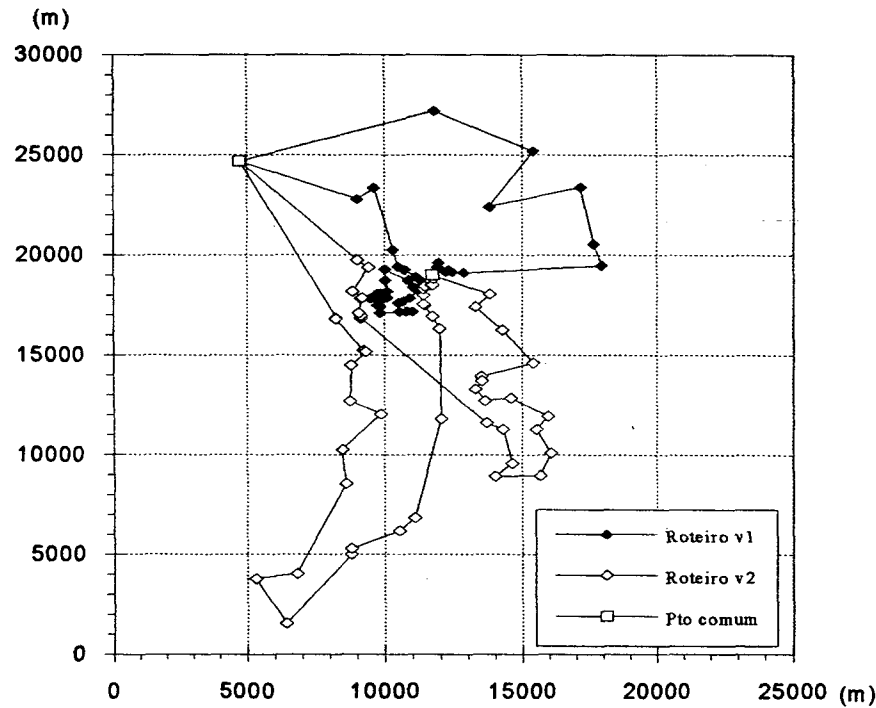


Figura 5.2c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de segunda-feira



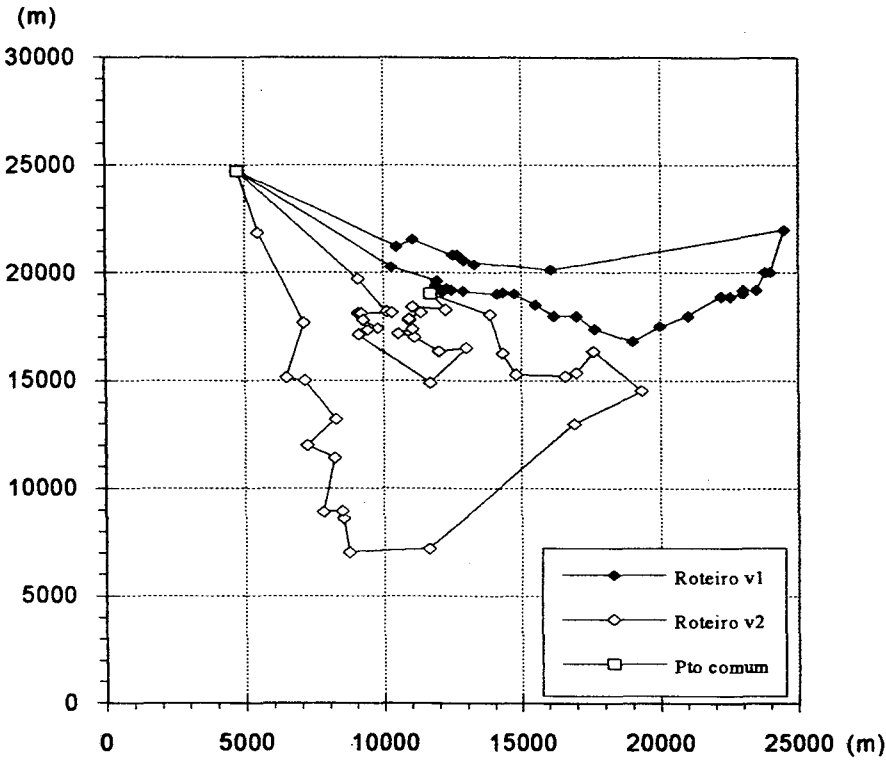
	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	53	22	75
Distância (m)	78.530	51.590	130.120

Figura 5.3c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de terça-feira



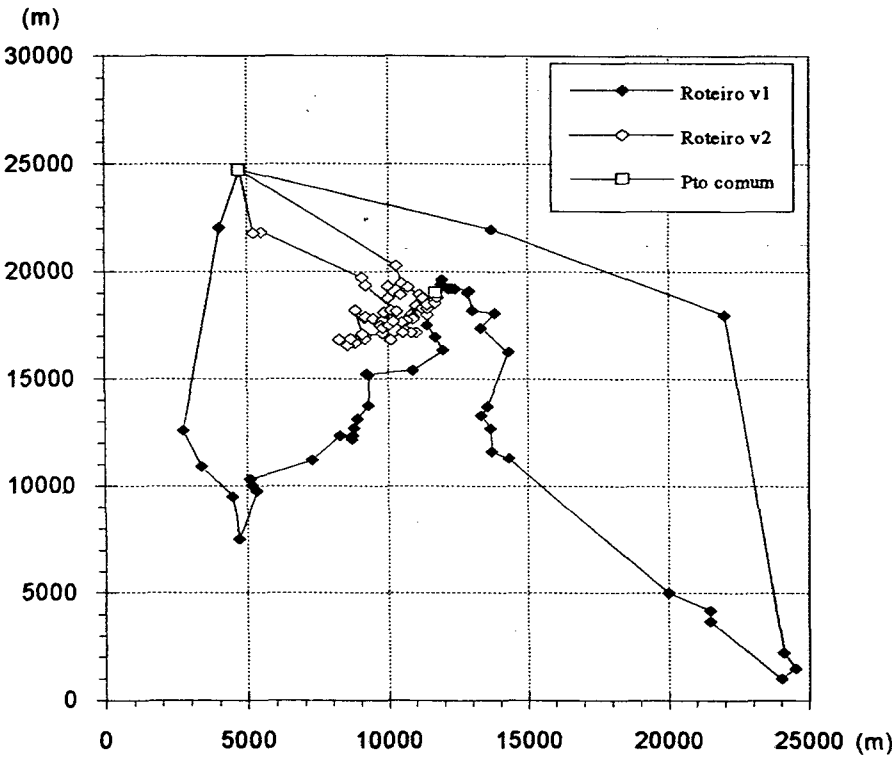
	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	45	55	100
Distância (m)	61.750	107.660	169.410

Figura 5.4c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de quarta-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	34	43	77
Distância (m)	59.380	89.610	148.990

Figura 5.5c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de quinta-feira



	Roteiro v1	Roteiro v2	Total
Nr. Pontos	50	53	103
Distância (m)	121.160	42.430	163.590

Figura 5.6c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de sexta-feira

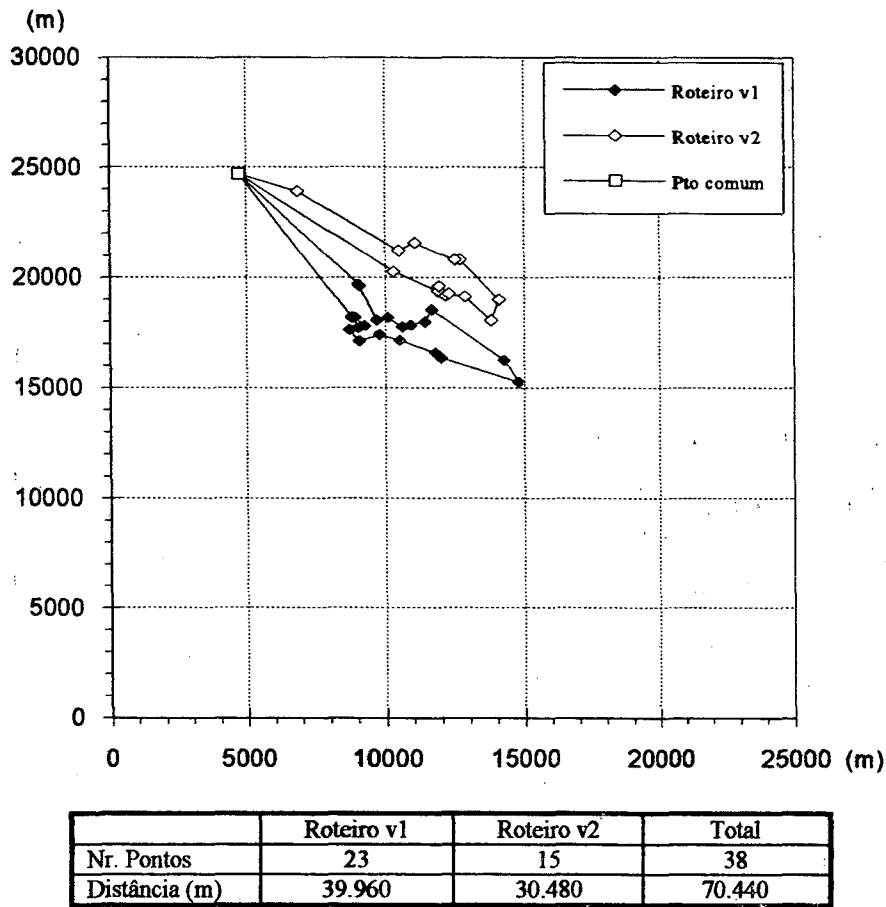


Figura 5.7c - Roteiros propostos dos dois veículos para os pontos de sábado

5.3 - Conclusão

Os roteiros propostos pelo modelo apresentam uma significativa redução de distâncias, em relação aos atuais itinerários percorridos pelos dois veículos coletores. Vale salientar que, poderiam ser utilizadas distâncias reais, o que certamente tornaria as conclusões mais precisas. Entretanto, a obtenção das distâncias reais exigiria um tempo excessivo para a finalidade deste trabalho e provavelmente o resultado não seria muito diferente do que foi apresentado. No próximo capítulo será apresentada a conclusão final do trabalho.

CAPÍTULO VI

6 - CONCLUSÕES

O objetivo deste trabalho foi o de propor um modelo informatizado para o planejamento e otimização dos roteiros de veículos para a coleta de resíduos sólidos de serviços de saúde, a ser utilizado por administradores de empresas públicas ou privadas.

O modelo proposto é flexível no sentido de se poder usar tanto um algoritmo exato como algoritmos heurísticos, dependendo da qualidade da solução desejada.

A seguir são delineadas algumas conclusões e recomendações pertinentes ao trabalho.

6.1 - Conclusões

Embora o modelo apresentado tenha sido desenvolvido com base em algumas simplificações, verificou-se através dos resultados obtidos que este pode contribuir sobremaneira no planejamento dos roteiros de veículos coletores de resíduos sólidos de serviços de saúde. Além disso, o modelo pode ser aplicado a inúmeras operações de coleta ou entrega de produtos que tenham características semelhantes às apresentadas.

Com os roteiros propostos, gerados através da aplicação do modelo apresentado, houve uma substancial redução na distância a ser percorrida, apresentando uma redução máxima de 38,56 % e mínima de 8,04 %, ficando na média 19,40 % menor que as distâncias percorridas nos atuais roteiros.

Finalmente, quando procede-se a equivalência do percurso minimizado em termos econômicos, percebe-se que a diminuição de custos, não avaliada neste trabalho, pode proporcionar economias importantes, em termos de horas de trabalho e quilometragem rodada nas empresas gerenciadoras dos sistemas de limpeza pública.

6.2 - Recomendações

A seguir serão descritas algumas considerações e sugestões para trabalhos futuros:

Podem ser pesquisadas novas técnicas de otimização para a solução do problema do caixeiro viajante. Entre as mais conhecidas podemos citar: Redes Neurais, Sistemas Especialistas e Algoritmos Genéticos.

Além dos métodos de otimização, poderá ser feito um estudo da possível redistribuição dos dias de coleta; cada ponto tem sua periodicidade exigida pelo usuário (diária, dois em dois dias, três em três dias ou semanal), permitindo possíveis reduções de percursos.

Podem ser incluídas novas variáveis no modelo, incorporando por exemplo, janelas de tempo e demanda estocástica, ou seja, desenvolver modelos que reflitam o melhor possível situações reais.

Assim, como foi verificado no caso dos resíduos sólidos hospitalar de Curitiba, a quantidade de resíduos coletados vem aumentando. Consequentemente, a quantidade de informações a serem trabalhadas para planejar roteiros também aumentam. Portanto, cada vez mais é necessário um planejamento eficiente para não haver desperdício de economias. Neste sentido, se sugere a formação e manutenção de um banco de dados contendo informações sobre, principalmente, a rede viária. Este banco de dados pode, e deve, ser compartilhado, e incrementado com informações peculiares, por empresas, públicas ou privadas, que necessitam destas informações. As principais interessadas neste banco de dados são: empresas de limpeza pública, companhias de saneamento, energia elétrica, telefonia, planejamento urbano, prefeituras, correios, polícia e corpo de bombeiros. Além destas podemos citar empresas privadas de entrega de produtos em geral como entrega de água engarrafada, gás de cozinha e entrega de mercadorias.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- AZEVEDO, M.A.N., (1985), Procedimentos para operação de frotas de veículos de distribuição - sequenciamento e escolha de rotas, COPE/UFRJ, 141 p., Dissertação submetida para obtenção de grau de Mestrado em Ciência.
- BALAS E. E TOTH P., (1985), Branch and bound methods, The traveling salesman problem: a guide tour of combinatorial optimization, edited by E. L. Lawler, J. K. Lenstra, A. H. G. Rinnooy Kan, D. B. Shmoys, John Wiley & Sons Ltd, p. 361-401.
- BOAVENTURA NETO, P.O., (1979), Teoria e modelos de grafos, Edgard Blücher Ltda, 249 p.
- BODIN, L.D., GOLDEN, B. ASSAD, A. E BALL, M., (1983), Routing and scheduling of vehicles and crews - the state of arte, Journal of Computer and Operations Research, Vol.10, No. 2.
- CANASSA, E.M., (1992), Planejamento de roteiros dos veículos coletores de resíduos sólidos urbanos. - Florianópolis:UFSC, 125 p. Dissertação (Mestrado em Engenharia) - Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, Universidade Federal de Santa Catarina.
- CHIPLUNKAR, A., MEHNDIRATTA, S.L. E KHANNA, P., (1981), Optimization of refuse collection systems, Jornal of The Environmental Engineering Division, p. 1203-1210.
- CHRISTOFIDES, N., (1975), Graph theory - an algorithmics approach, Academic Press, 400 p.
- CHRISTOFIDES, N., (1985), Vehicle routing, The traveling salesman problem: a guide tour of combinatorial optimization, edited by E. L. Lawler, J. K. Lenstra, A. H. G. Rinnooy Kan, D. B. Shmoys, John Wiley & Sons Ltd, p.431-448.
- CLARK, G. E WRIGHT, J.W., (1964), Scheduling of vheicles from a central depot to a number delivery points, Operations Reserch, Vol.12, p.568-581.
- DASKIN, M.S., (1985), Logistics: an overview of the state of the art and perspectives on future research, Transpn. Res, Vol. 19A, No. 5/6, p. 383-398.
- GOLDEN, B.L., BODIN, L. DOYLE, T. E STEWART JR, W., (1980), Aproximate traveling salesman algorithms, Operations Reserch, Vol. 28, No.3, parte II, p. 694-711.
- GOLDEN, B.L. E STEWART, W.R., (1985), Empirical analysis of heuristics, The traveling salesman problem: a guide tour of combinatorial optimization, edited by E. L. Lawler, J. K. Lenstra, A. H. G. Rinnooy Kan, D. B. Shmoys, John Wiley & Sons Ltd, p. 207-249.
- GONDRAN, M., E MINOUX, M., (1984), Graphs and algoritms, Great Britain, John Wiley & Sons Ltd, 650 p.

- LAPORTE, G., (1992a), The traveling salesman problem: an overview of exact and approximate algorithms, European Journal of Operational Research, Vol. 59, p. 231-247.
- LAPORTE, G., (1992b), The vehicle routing problem: an overview of exact and approximate algorithms, European Journal of Operational Research, Vol. 59, p. 345-358.
- NOVAES, A.G., (1989), Sistemas logísticos: transporte, armazenagem e distribuição física de produtos, Edgard Blucher Ltda, 418 p.
- PAESSENS, H. (1988), The saving algorithm for the vehicle routing problem, European Journal of Operational Research, Vol. 34, p. 336-344.
- PAPADIMITRIOU, H.C. E STEIGLITZ, K., (1982), Combinatorial optimization: algorithms and complexity Prentice Hall, Englewood Cliffs, NJ.
- RABUSKE, M.A., (1992), Introdução à teoria dos grafos, Florianópolis Ed. UFSC, 184 p.
- SYSLO, M.M., DEO, N. E KOWALIK, J.J., (1983), Discrete optimization algorithms - with pascal programs, p. 343-392.
- WEBER, H.H., (1979), Introdução à pesquisa operacional, Editora Universitária/UFPb, 208 p.

BIBLIOGRAFIA

- AISSE, M.M, OBLADEN, N.L. E SANTOS, A., (1985), Aproveitamento de resíduos sólidos urbanos, Brasília: CNPq, 107 p.
- ACHUTHAN, N.R. E CACCETTA, L., (1991), Integer linear programming formulation for a vehicle routing problem, European Journal of Operational Research, vol. 52, p. 86-89.
- AHUJA, K.R. et al., (1990), Faster algorithms for the shortest path problem, Journal of the Association for Computing Machinery, vol. 37, n. 2, p. 213-223.
- AKL, s., (1980), The minimal directed spanning graph for combinatorial optimization, Austral.Comput. J., vol. 12, n. 4, p 132-136.
- BANEGAS CHAVES, J.R., (1985), Uma metodologia para o problema do carteiro chinês em redes mistas. Florianópolis: UFSC, 88 p. Dissertação (Mestrado em Engenharia) - Programa de Pós-Graduação em Engenharia de Produção, Universidade Federal de Santa Catarina.
- BASTIAN C. E RINNOOY KAN, A.H.G., (1992), The stochastic vehicle routing problem revisited, European Journal of Operational Research, vol. 56, p. 407-412.
- BERTSIMAS, D.J. E VAN RYZIN, G., (1991), A stochastic and dynamic vehicle routing problem in the euclidean plane, Operations Research vol. 39, n. 4, p. 601-615.
- BERTSIMAS, D.J., (1992), A Vehicle routing problem with stochastic demand, Operations Research, vol. 40, n. 3, p. 574-585.
- BERTSIMAS, D.J. E VAN RYZIN, G., (1993), Stochastic and dynamic vehicle routing in the euclidean plane with multiple capacitated vehicle, Operations Research, vol. 41, n. 1, p. 60-76.
- BERTSIMAS, D. E HOWELL, L.H., (1993), Further results on the probabilistic traveling salesman problem, European Journal of Operational Research, vol. 65, p. 68-95
- BURKE, L.I. E DAMAY, P., (1992), The guilty net for the traveling salesman problem, Computers and Operations Research, vol. 19, n. 3/4, p. 255-265.
- CHEN, Y.L. E CHIN, Y.H., (1990), The quickest path problem, Computer and Operations Research, vol. 17, n. 2, p. 153-161.
- DESROCHERES, M., LENSTRA, J.K. E SAVELSBERGH, M.W.P., (1990), A classification scheme for vehicle routing and scheduling problems, European Journal of Operational Research, vol. 46, p. 322-332.
- DIRIGENTE MUNICIPAL, (1988), Difícil solução para o lixo de Florianópolis, Dirigente Municipal, vol. 19, n. 6, p. 18-19.

- DIRIGENTE MUNICIPAL, (1988a), Há sempre uma boa opção para o lixo urbano, Dirigente Municipal, vol. 19, n. 7.
- DIRIGENTE MUNICIPAL, (1989), Lixo que não é lixo, Dirigente Municipal, vol. 20, n. 9, p. 22-25.
- DIRIGENTE MUNICIPAL, (1990), As ofertas para a coleta de lixo, Dirigente Municipal, vol. 21, n. 1, p. 28-31.
- DROR, M. E TRUDEAU, P., (1986), Stochastic vehicle routing with modified savings algorithm, European Journal of Operational Research, vol. 23, p. 228-235.
- DUMAS, Y., DSROSIERS, J. E SOUMIS, F., (1991), The pickup and delivery problem with time windows, European Journal of Operational Research, vol. 54, p. 7-22.
- EDMONDS, J. E JOHNSON, E.L., (1973), Matching, Euler tours, and the chinese postman, Mathematical Programming, vol.5, n.1, p. 88-124.
- EIGEHEER, E.M., (1986), Experiência piloto de coleta seletiva de lixo, Engenharia Sanitária, vol. 25, n. 3, p 355-357.
- ENGENHARIA SANITÁRIA, (1987), O lixo urbano no Brasil. Alternativas para evitar o caos. Engenharia Sanitária, vol. 26, n. 1, p. 13-26.
- FRIEZE, A.M., BALBIATI, G. E MAFFIOLLI, F., (1982), On the worst-case performance of same algorithms for the asymmetric traveling salesman problem, Networks, vol. 12, p. 23-39.
- GASKEL, T.J., (1967), Bases for vehicle fleet scheduling, Operations Research Quarterly, vol. 18, p. 281-295.
- GOLDEN, B., MAGNANTI, T. E NGUYEN, H., (1977), Implementing vehicle routing algorithms, Networks, vol. 7, p. 113-148.
- GUSMÃO, R.P., (1990), Diagnóstico Brasil - a ocupação e o meio ambiente, Rio de Janeiro, IBGE, 170 p.208 p.
- IWAZAKI, C.H., (1987), Análise comparativa entre dois algoritmos que determinam um caminho de mínimo custo em grafos com custos não-negativos, Dissertação Mestrado PPGEPS-UFSC, ____ p.
- KANELLAKIS, P. E PAPADIMITRIOU, H.C., (1980), Local search for the asymmetric traveling salesman problem, Operations Research, vol. 28, n. 5, p. 1086-1099.
- KARP, R., (1979), A patching algorithm for the nonsymmetric traveling salesman problem, SIAM J. Comp., n. 8, p. 561-573.
- KOSKOSIDIS, Y.A., POWELL, W.B. E SOLOMON, M.M., (1992), An optimization-based heuristic for vehicle routing and scheduling with soft time window constraints, Transportation Science, vol. 26, n. 2, p. 69-85.

- KANTOR, M.G. E ROSENWEIN, M.B., (1992), The orienteering problem with time windows, Journal of the Operational Research Society, vol. 43, n. 6, p. 629-635.
- LAPORTE, G., MERCURE, H. E NOBERT Y., (1986), An exact algorithm for the asymmetric capacitated vehicle routing problem, Networks, vol. 16, p. 33-46.
- LAPORTE, G., LOUVEAUX, F. E MERCURE, H., (1992a), The vehicle routing problem with stochastic travel times, Transportation Science, vol. 26, n.3, p. 161-170.
- LAPORTE, G., MERCURE, H. E NOBERT, Y., (1992b), A branch and bound algorithm for a class of asymmetrical vehicle routing problems, Journal of the Operational Research Society, vol. 45, n. 5, p. 469-481.
- LAPORTE, G., LAMBERT, V. E LOUVEAUX, F., (1993), Designing collection routes though bank branches, Computer and Operations Research, vol. 20, n. 7, p. 783-791.
- LEEBMAN, J.C., MALE, J.W. E WATHNE, M., (1975), Minimum cost in residential refuse vehicle route, Jornal of the Environmental Engineering Division, p. 339-412.
- LIN, Y. E ZHAO, Y., (1988), A new algorithm for the directed chinese postman problem, Journal of Computer and Operations Research, vol. 15, n. 6, p. 577-584.
- LOOI, C.K., (1992), Neural network methods in combinatorial optimization, Journal of Computer and Operations Research, vol. 19, n. 3/4, p. 191-208.
- MALANDRAKI, C. E DASKIN, M.S., (1993), The maximum benefit chinese postman problem and the maximum benefit traveling salesman problem, European Journal of Operational Research, vol. 65, p. 218-234.
- MALE, J.W. E LIEBMAN, J.C., (1978), Districting and routing for solid waste collection, Jornal of The Environmental Engineering Division, p. 1-14.
- MATION, H., (1982), Caminhos eulerianos de mínimo custo em grafos orientados. In: Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, p. 483-492.
- MINIEKA, E., (1979), The chinese postman problem for mixed networks, Management Science, vol. 25, n. 7, p. 643-648.
- MOLE, R. E JAMESON, S., (1976), A sequential route building algorithm employing a generalized saving criterion, Operations Research Quarterly, vol. 27, p. 503-511.
- OLIVEIRA, W.E., (1985), Objetivos da limpeza pública, Revista DAE, n. 143, vol. 45, p352-355.
- PALETTA, G., (1992), A multi-period traveling salesman problem: heuristic algorithms, Computers and Operatins Research, vol.19, n. 8, p. 789-795.
- PEARL, J., (1984), Heuristics: intelligent search strategies for computer problem solving, Addison-Wesley, 382 p.

- PEKNEY, J.F. E MILLER, D.L., (1992), A parallel branch and bound algorithm for solving large asymmetric traveling salesman problems, Mathematical Programming, vol. 55, p. 17-33.
- PINTO, M.S., (1979), A coleta e a disposição do lixo no Brasil, Rio de Janeiro: Fundação Getúlio Vargas.
- PINTO COELHO, P.E.F., (1989), Lixo ou luxo, Revista de Engenharia Sanitária, vol. 28, n. 1, p. 42-48, jan/mar.
- PHILIPPI JÚNIOR, A., (1986), Sistema de resíduos sólidos: coleta e transporte no meio urbano, São Paulo: CETESBE - Companhia de Tecnologia de Saneamento Ambiental, 182 p.
- POTVIN, J.Y., SHEN, Y. E ROUSSEAU, J. M., (1992) Neural networks for automated vehicle dispatching, Computer and Operations Research, vol. 19 N. 3/4, p. 267-276.
- POWELL, W.B., (1986), A stochastic model of the dynamic vehicle allocation problem, Transportations Science, vol. 20, n. 2, p. 117-129.
- ROUSSEAU, P E CASTILHOS, A.B., (1989), Estimativa da distribuição e dos teores dos metais nas diversas frações dos resíduos urbanos no Brasil, BIO-Revista de Engenharia Sanitária/ABES, nov/dez, p. 57-60.
- SEIC, (1986), Estudo de viabilidade técnico/econômica para aproveitamento de resíduos urbanos no Estado do Paraná, SEIC/Fundação Universidade Estadual de Maringá.
- SOLOMON, M.M., (1987), Algorithms for the vehicle routing and scheduling problems with time window constraints, Operations Research, vol. 35, n. 2, p. 254-265.
- STWART, W.R. E GOLDEN, B.L., (1983), Stochastic vehicle routing: A comprehensive approach, European Journal of Operational Research, vol. 14, p. 371-385.
- SUDESUL, (1988), Estudo de viabilidade técnico/econômica para aproveitamento de resíduos sólidos urbanos em cidades do Paraná com até 50 mil habitantes, SUDESUL/Fundação Universidade Estadual de Maringá.
- TCHOBANOGLIOUS, G., (1977), Solid waste: engineering principles and management. issues, Tokyo: McGraw-Hill.
- VAN DER CRUYSSSEN, P. E RIJCKAERT, M.J., (1978), Heuristic for the asymmetric traveling salesman problem, Journal of the Operational Research Society, vol. 29, n. 7, p. 697-701.
- VAN DER BRUGGEN, L.J.J., LENSTRA, J.K. E SHUUR, P.C., (1993), Variable-depth search for the single-vehicle pickup and delivery problem with time windows, Transportation Science, vol. 27, n. 3, p. 298-311.
- WAGNER, R.A., (1976), A shortest path algorithm for edge-sparse graph, Journal of the Association for Computing Machinery, vol. 23, n. 1, p. 50-57.

- VASCONCELOS BARROS, R.T, (1993), A problemática bioeconômica dos dejetos 17 Congresso Brasileiro de Engenharia Sanitária e Ambiental, Natal/RN, vol II, p. 197-211.
- WATSON-GANDY, C.D.T. E FOULDS, L.R., (1981), The vehicle scheduling problem: a survey, New Zealand, Operations Research, vol. 9, p. 73-91.
- YELLOW, P.C., (1970), A computational modification of the savings method of vehicle scheduling, Operations Research Quarterly, vol. 21, p. 281.

ANEXO I

Neste anexo são descritos os algoritmos: *branch and bound (BABTSP)*, inserção do vértice mais distante (*farthest insertion- FITSP*) e o *3-Opt*. Após a descrição de cada algoritmo segue a listagem da implementação do algoritmo na linguagem PASCAL. Os algoritmos e as listagens deste anexo foram obtidas integralmente de SYSLO, M.M., DEO, N. E KOWALIK, J.J. (1983).

ALGORITMO BRANCH AND BOUND

Algoritmos *branch and bound* são baseados em árvores de busca onde cada passo todas as possíveis soluções de um problema atual são particionadas em dois ou mais subconjuntos, cada um representado por nodos na árvore de decisão. Neste caso, nós mostraremos a partição das soluções de cada em dois subconjuntos: aqueles que contém uma aresta específica (i,j) e todos as que não contém.

Esta divisão é executada de acordo com algumas heurísticas para a redução do número de pesquisa à ser conduzido para a solução ótima. Depois da divisão, *limites inferiores* são calculados no custo de cada um dos subconjuntos. O espaço solução seguinte para ser pesquisado é escolhido por ser o menor custo do *limite inferior* entre os dois. Este processo continua até um ciclo hamiltoniano ser obtido. Então somente aquele subconjunto de soluções necessita ser pesquisado cujo os *limites inferiores* são menores que o valor da solução atual.

Esta poda de ramos do espaço solução nos permite descartar grande número de soluções, desse modo economizando uma grande quantidade de infrutíferas pesquisas. O processo básico para calcular o *limites inferiores* é o da redução, o qual nos descrevemos a seguir, e então com a ajuda de um exemplo mostraremos como este método *branch and bound* pode ser usado para resolver o PCV (*BABTSP*).

Redução

Observemos que um ciclo hamiltoniano (ciclo de comprimento n) contém exatamente um elemento de cada linha da matriz de distância W e exatamente um elemento de cada coluna de W . Se uma constante q é subtraída de qualquer linha ou de qualquer coluna de W , o custo de todos os ciclos hamiltoniano é reduzido de q . Portanto, o custo relativo dos diferentes ciclos permanece o mesmo, com isso a rota ótima permanece ótima.

Se tal subtração é feita de linhas e colunas, tal que cada linha e coluna contenha pelo menos um zero, ficando o restante W_{ij} não negativos, a soma total subtraída será o *limite inferior* do custo de alguma solução. Este processo de subtração de constantes de linhas e colunas é chamado de redução.

	1	2	3	4	5	6
1	∞	3	93	13	33	9
2	4	∞	77	42	21	16
3	45	17	∞	36	16	28
4	39	90	80	∞	56	7
5	28	46	88	33	∞	25
6	3	88	18	46	92	∞

A matriz de distância dada acima pode ser reduzida pela subtração de 3, 4, 16, 25 e 3 das linha 1 até 6 respectivamente, e então subtrair 15 e 8 das colunas 3 e 4 respectivamente, resultando na matriz reduzida. Dado que um total de 81 foi subtraído, 81 é o *limite inferior* do custo de todas as soluções deste problema.

	1	2	3	4	5	6
1	∞	0	75	2	30	6
2	0	∞	58	30	17	12
3	29	1	∞	12	0	12
4	32	83	58	∞	49	0
5	3	21	48	0	∞	0
6	0	85	0	35	89	∞

Agora, dividiremos o conjunto de todas as soluções em duas classes. Suponha que nós escolhemos a aresta (6,3) no qual dividiremos o espaço solução. Um conjunto contém todas as soluções que excluem a aresta (6,3); sabendo que (6,3) será excluído, nós podemos alterar a entrada correspondente na matriz de distância $w_{63} \leftarrow \infty$. A matriz resultante pode então ter 48 subtraído de sua terceira coluna (e de nenhuma das seis linhas) e portanto fazendo o *limite inferior* de $81 + 48 = 129$, para todas as soluções que exclui a aresta (6,3). O outro conjunto contém todas as soluções que inclui a aresta (6,3), assim a sexta linha e a terceira coluna devem ser excluídas da matriz de distância reduzida, porque agora nós nunca poderemos ir de 6 para qualquer outro lugar senão para o 3 e no 3 só é possível chegar vindo de 6. O resultado é uma matriz de distância com sua dimensão reduzida em um. Além disso, dado todas soluções neste subconjunto usando a aresta (6,3), a aresta (3,6) é maior e não será usada, e devemos alterar $w_{36} \leftarrow \infty$. A árvore de pesquisa binária neste estágio é mostrada na figura A1.1.

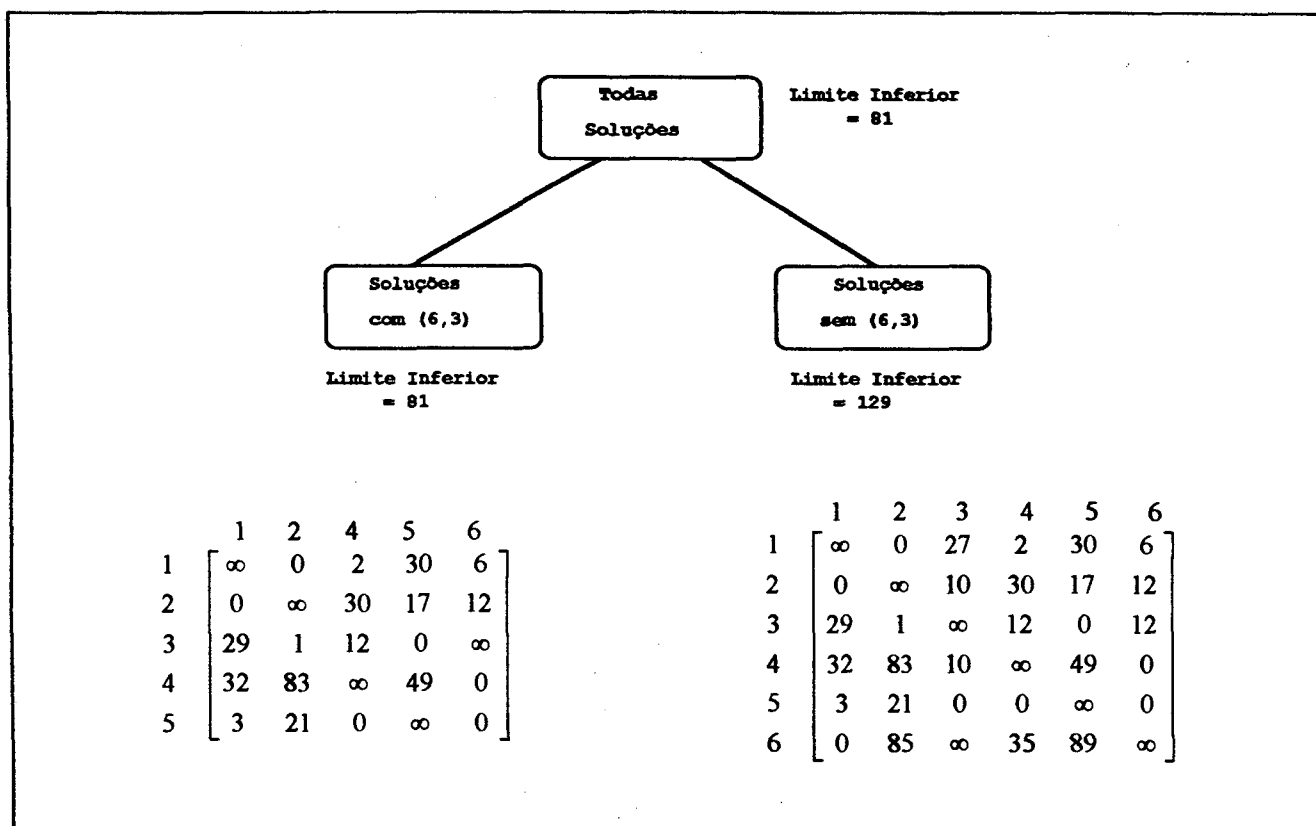


Figura A1.1 - Divisão das soluções

A aresta (6,3) foi usada para as soluções porque de todas as arestas, ela causa o maior aumento no *limite inferior* da subárvore da direita (na árvores de pesquisa da figura. A1.1). Esta regra é usada para dividir cada nodo da árvore de pesquisa. Não é difícil determinar qual aresta proporciona o maior aumento no *limite inferior* da subárvore direita. Escolher o zero que quando alterado para infinito, permite o maior número ser subtraído de sua linha e coluna.

Então, na matriz de 5x5 representando o problema para subárvore esquerda na figura A1.1, o zero de (4,6) quando alterado para ∞ , permite 32 ser subtraído da quarta linha (e nenhum das seis colunas). Este é o maior número de todos os zeros dessa matriz. Portanto, a seguinte divisão será feita em relação a aresta (4,6). Ela incrementa o *limite inferior* de todas as soluções que inclui a aresta (6,3) e excluiu aresta (4,6) para $81 + 32 = 113$. Ela decrementa a dimensão da matriz do ramo esquerdo para 4x4, cujo linha 4 e coluna 6 são deletados. Esta situação é mostrada na figura A1.2. Note que, uma vez que as aresta (4,6) e (6,3) são incluídas nas soluções a aresta (3,4) não será usada. Isto é imposto pela alteração de (3,4) para ∞ . Em geral, então se a aresta adicionada na rota parcial é de i_u para j_1 e a rota parcial contém os caminhos (i_1, i_2, \dots, i_u) e (j_1, j_2, \dots, j_k) , a aresta cujo uso é para ser evitado é (j_k, i_1) .

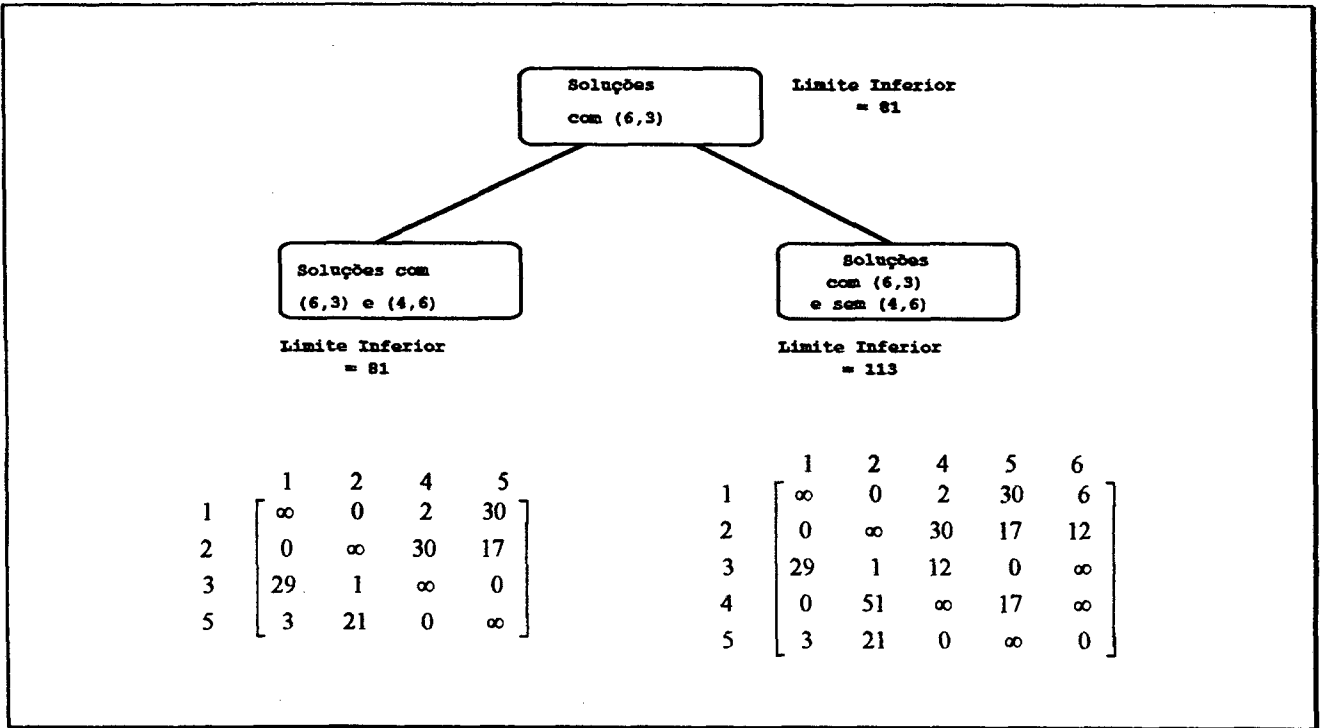


Figura A1.2 - Divisão da subárvore a esquerda da figura A1.1

Para dividir o nodo seguinte, a aresta $(2,1)$ é a melhor, quando o zero da posição $(2,1)$ é trocado por ∞ , ele permite 17 para ser subtraído da segunda linha e 3 da coluna 5. Esta quantidade é a maior permitida por todos os outros zeros.

Depois de dividir na aresta $(2,1)$, a matriz de distância do lado esquerdo é 3x3. Visto que nós incluímos a aresta $(2,1)$ nas soluções da esquerda, a aresta $(1,2)$ é alterado na matriz por ∞ . Esta matriz

$$\begin{array}{c}
 \begin{array}{ccc}
 & 2 & 4 & 5 \\
 1 & \left[\begin{array}{ccc} \infty & 2 & 30 \end{array} \right] \\
 3 & \left[\begin{array}{ccc} 1 & \infty & 0 \end{array} \right] \\
 5 & \left[\begin{array}{ccc} 21 & 0 & \infty \end{array} \right]
 \end{array}
 \end{array}$$

pode ser reduzida pela subtração de 1 da coluna dois e 2 da linha 1. Isto produz a matriz de distancia

$$\begin{array}{c}
 \begin{array}{ccc}
 & 2 & 4 & 5 \\
 1 & \left[\begin{array}{ccc} \infty & 2 & 28 \end{array} \right] \\
 3 & \left[\begin{array}{ccc} 0 & \infty & 0 \end{array} \right] \\
 5 & \left[\begin{array}{ccc} 20 & 0 & \infty \end{array} \right]
 \end{array}
 \end{array}$$

Com o *limite inferior* do subconjunto de soluções com $81 + 1 + 2 = 84$. A aplicação deste método no problema exemplo produz a árvores binaria da figura A1.3.

Note que depois de $n-2$ aresta terem sido escolhidas, a matriz de distância remanescente é de dimensão 2x2. Neste ponto todas as $n-2$ aresta ou formam um caminho simples ou formam dois caminhos separados. Neste caso se a rede original é dirigida (isto é, a matriz de distância é assimétrica), nós não temos escolha em seleccionar o nodo da esquerda entre as duas aresta remanescentes para completar uma rota para o caixeiro viajante. Por exemplo, no problema ilustrado

nós selecionamos as arestas $(6,3)$, $(4,6)$, $(2,1)$ e $(1,4)$, e não temos outra escolha exceto selecionar as arestas $(3,5)$ e $(5,2)$ para completar a rota para o caixeiro viajante.

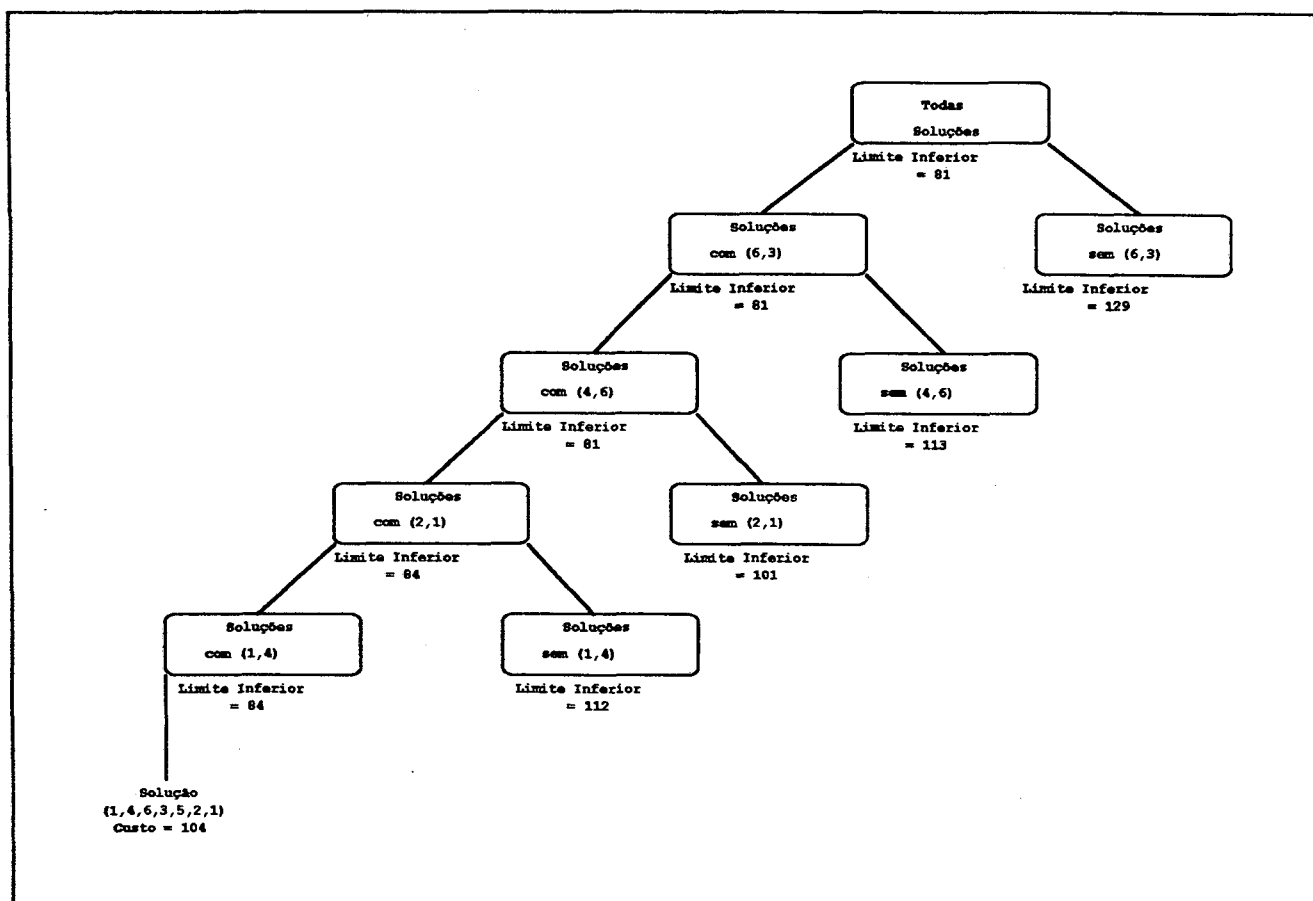


Figura A1.3 - Árvore de busca

Agora nós obtemos uma rota para o caixeiro viajante, denominada 1, 4, 6, 3, 5, 2, 1 com o custo de 104. Todas os nodos na árvore de pesquisa (figura A1.3) com *limite inferior* maior que 104 podem ser rejeitadas, porque elas não levaram a uma rota mais barata. Na figura A1.3 somente um nodo tem *limite inferior* menor que 104, e ele deve ser explorado portanto. O nodo com *limite inferior* com 101 inclui aresta $(6,3)$ e $(4,6)$ mas exclui aresta $(2,1)$. A matriz de distância associada com este nodo é

	1	2	4	5
1	∞	0	2	30
2	∞	∞	13	0
3	26	1	∞	0
5	0	21	0	∞

A divisão deve ser na aresta (5,1) porque a exclusão da aresta (5,1) adiciona 3 no *limite inferior* que é o máximo que se pode conseguir. A subárvore deste situação é mostrada na figura A1.4.

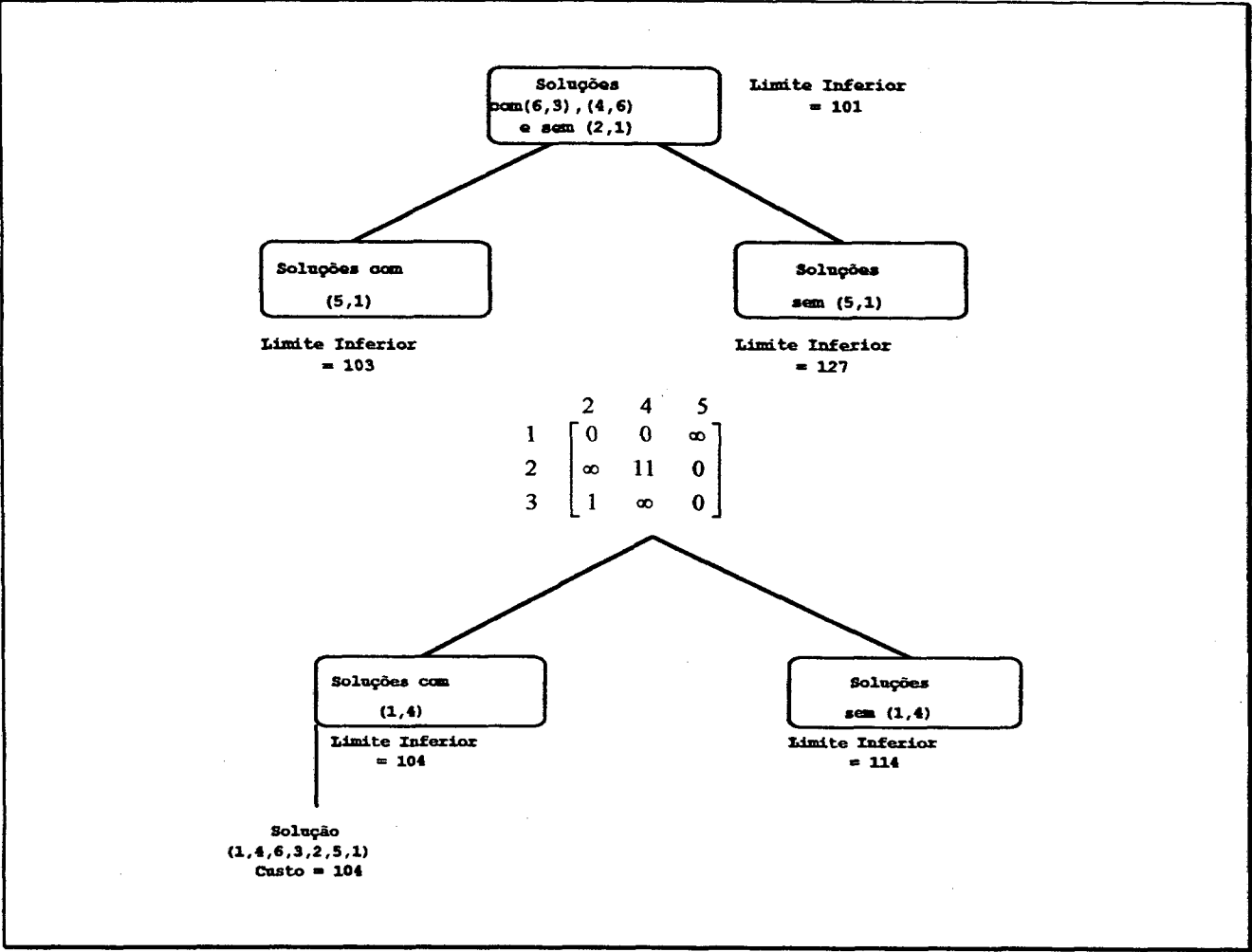


Figura A1.4

Portanto nós achamos duas soluções ótimas, cada uma custando 104. Todas as outras soluções custam mais. como mostrado no exemplo, o PCV pode ter mais que uma solução ótima. Também note que a primeira solução determinada foi ótima, nós não podemos generalizar este caso. Para este exemplo particular foram examinados somente 13 nodos, em relação aos 120 ciclos distintos no caso de PCV dirigido.

A complexidade de tempo do algoritmo BABTSP é igual $O(n!)$

Listagem do BABTSP

(*global constant

n número de vértice do problema. representação da rede

tipo de dados

type

arrn = array[1..n] of integer;
arrnn = array[1..n,1..n] of integer;

parâmentros do procedimento

procedure babtsp(
n, inf :integer;
var w :arrnn;
var route :arrn;
var tweight :integer);

entradas

n número de vértices da rede dada
inf representa o infinito
w[1..n,1..n] matriz de custo

saídas

route[1..n] vetor da solução ótima
tweight custo da solução ótima

exemplo

as entradas

n = 5

w[1..5,1..5] =

255	38	31	44	8
45	255	15	48	38
43	32	255	26	47
38	19	14	255	44
4	25	33	15	255

saídas

route[1..5] = [1,5,4,2,3]
tweight = 100

pascal procedure babtsp
*)

procedure babtsp(
n, inf :integer;
var w :arrnn;
var route :arrn;
var tweight :integer);

var backptr, best, col, fwdptr, row :arrn;
i, index :integer;

procedure explore(

```

edges, cost      :integer;
var row, col     :arrn);

var avoid, c, colrowval, first, i, j,
    last, lowerbound, most, r, size :integer;
    colred, newcol, newrow, rowred  :arrn;

function min(
    i, j :integer) : integer;

begin
    if i <= j then min := i
    else min := j;
end;

function reduce(
    var row, col, rowred, colred :arrn) : integer;

var i, j, rvalue, temp : integer;

begin
    rvalue := 0;
    for i := 1 to size do
        begin
            temp := inf;
            for j := 1 to size do
                temp := min(temp, w[row[i], col[j]]);
            if temp > 0 then
                begin
                    for j := 1 to size do
                        if w[row[i], col[j]] < inf then
                            w[row[i], col[j]] := w[row[i], col[j]] - temp;
                    rvalue := rvalue + temp
                end;
            rowred[i] := temp
        end;
        for j := 1 to size do
            begin
                temp := inf;
                for i := 1 to size do
                    temp := min(temp, w[row[i], col[j]]);
                if temp > 0 then
                    begin
                        for i := 1 to size do
                            if w[row[i], col[j]] < inf then
                                w[row[i], col[j]] := w[row[i], col[j]] - temp;
                        rvalue := rvalue + temp
                    end;
                colred[j] := temp
            end;
        reduce := rvalue
    end;

procedure bestedge(
    var r, c, most :integer);

var i, j, k, mincolelt, minrowelt, zeroes : integer;

begin
    most := -inf;
    for i := 1 to size do
        for j := 1 to size do

```

```

if w[row[i], col[j]] = 0 then
begin
  minrowelt := inf;
  zeroes := 0;
  for k := 1 to size do
    if w[row[i], col[k]] = 0 then zeroes := zeroes + 1
    else minrowelt := min(minrowelt, w[row[i], col[k]]);
  if zeroes > 1 then minrowelt := 0;
  mincolelt := inf;
  zeroes := 0;
  for k := 1 to size do
    if w[row[k], col[j]] = 0 then zeroes := zeroes + 1
    else mincolelt := min(mincolelt, w[row[k], col[j]]);
  if zeroes > 1 then mincolelt := 0;
  if (minrowelt + mincolelt) > most then
begin
  (* a better edge has been found *)
  most := minrowelt + mincolelt;
  r := i;      (* row index of better edge *)
  c := j;      (* column index of better edge *)
end
end
end;

begin (* explore *)
size := n - edges; (* number of rows, cols left in matrix *)
cost := cost + reduce(row, col, rowred, colred);
if cost < tweight then
if edges = (n-2) then
begin
  (* last two edges are forced *)
  for i := 1 to n do best[i] := fwdptr[i];
  if w[row[1], col[1]] = inf then avoid := 1
  else avoid := 2;
  best[row[1]] := col[3-avoid];
  best[row[2]] := col[avoid];
  tweight := cost
end
else
begin
  bestedge(r,c,most);
  lowerbound := cost + cost;
  fwdptr[row[r]] := col[c];      (* record chosen edge *)
  backptr[col[c]] := row[r];
  last := col[c];               (* prevent cycles *)
  while fwdptr[last] > 0 do last := fwdptr[last];
  first := row[r];
  while backptr[first] > 0 do first := backptr[first];
  colrowval := w[last,first];
  w[last,first] := inf;
  for i := 1 to r-1 do newrow[i] := row[i]; (* remove row *)
  for i := r to size - 1 do newrow[i] := row[i+1];
  for i := 1 to c-1 do newcol[i] := col[i]; (* remove col *)
  for i := c to size - 1 do newcol[i] := col[i + 1];
  explore(edges+1, cost, newrow, newcol);
  w[last,first] := colrowval;      (* restore previous values *)
  backptr[col[c]] := 0;
  fwdptr[row[r]] := 0;
  if lowerbound < tweight then
begin
  w[row[r], col[c]] := inf; (* exclude edge already chosen *)
  explore(edges, cost, row, col);
  w[row[r], col[c]] := 0 (* restore excluded edge *)
end
end

```



```

end;
for i := 1 to size do
  for j := 1 to size do
    w[row[i], col[j]] := w[row[i], col[j]] + rowred[i] + colred[j]
  end;
end;

```

```

begin (* babtsp *)
  for i := 1 to n do
    begin
      row[i] := i;
      col[i] := i;
      fwdptr[i] := 0;
      backptr[i] := 0
    end;
    tweight := inf;
    explore(0,0,row,col);
    index := 1;
    for i := 1 to n do
      begin
        route[i] := index;
        index := best[index]
      end
    end;
  end;
end;

```

(* Fim BABTSP *)

ALGORITMO *FARTHEST INSERTION*

Nesta seção é descrito o algoritmo de inserção do vértice mais distante (*farthest insertion*) que foi resumidamente descrito no capítulo III. Inicialmente é feita uma introdução sobre algoritmos de inserção em seguida a descrição detalhada do algoritmo de inserção do vértice mais distante. Depois de descrever o algoritmo é mostrado um exemplo da aplicação do algoritmo. E por fim segue a listagem da implementação do algoritmo na linguagem PASCAL.

Métodos de Inserção

Os algoritmos de inserção escolhem arbitrariamente um vértice como o vértice inicial, dito s , da rota. Dos vértices remanescentes ($n-1$) vértices ele seleciona outro vértice (de acordo com um critério de seleção, neste caso o vértice mais distante), dito p . Agora temos uma subrota ou *ciclo* de dois vértices (s, p, s). Então o terceiro vértice, q , entre os ($n-2$) vértices não visitados é selecionado, e é inserido no *ciclo* atual para produzir o *ciclo* (s, p, q, s) ou (s, q, p, s) - o mais barato deles. Em algum estágio V_T denota o conjunto de vértices incluídos na subrota, e, V o conjunto de vértices do problema.

A k ésima iteração ($1 \leq k \leq n-1$) aumenta o *ciclo* de tamanho k para um de tamanho $k + 1$ por meio dos dois passos seguintes:

Passo de seleção. No Conjunto $V - V_T$ dos vértices não visitados, determine qual vértice será adicionado ao *ciclo*.

Passo de inserção. Determine onde (isto é, entre qual par de vértices) o vértice selecionado será incluído na subrota atual.

Como comentado anteriormente (capítulo III) várias heurísticas tem sido sugeridas e experimentadas para o *passo de seleção*. Aqui será detalhado somente a heurística de inserção do vértice mais distante, visto que é a mais promissora, segundo a bibliografia (SYSLO, DEO E KOWALIK, 1983 e GOLDEN *et. al.*, (1980)).

Algoritmo de inserção do vértice mais distante

Portanto para o *passo de seleção* usando o heurística de inserção do vértice mais distante, aqui chamaremos de *FITSP* (*Farthest Insertion Traveling Salesman Procedure*), está descrito a seguir.

Para achar eficientemente qual vértice não visitado é o mais distante de V_T , dos vértices incluídos no *ciclo* atual, é mantido um vetor de distâncias (de comprimento n) tal que para todos os vértices v não incluídos no *ciclo*, $dist(v)$ é a distância para v daquele vértice no *ciclo* atual em que v está mais próximo.

O vértice mais distante f é o vértice com o maior valor no vetor $dist$, e ele é o próximo vértice a ser incluído. Cada vez que um novo vértice f é adicionado ao *ciclo*, o vetor $dist$ é alterado tal que seus valores são, o mínimo entre os valores atuais no vetor $dist$ e a f ésimas linha de W (matriz de distâncias).

Tendo concluído o passo de seleção, vamos ao passo de inserção. Assuma que há k vértices no *ciclo* atual, e o próximo vértice (o mais distante) a ser inserido é o vértice f . Examinemos todas as arestas (i,j) na rota atual para determinar o custo de inserção do vértice f entre os vértices i e j , que é:

$$c_{ij} = w_{if} + w_{jf} - w_{ij};$$

Dentre todas as k arestas no *ciclo* selecionamos a aresta (t,h) - com a cauda t e a cabeça h - para a qual c_{th} tenha o menor valor (c_{ij} pode ser negativo). Então inclua o vértice f entre t e h . O custo do *ciclo* é alterado. Também altera-se o vetor $dist$.

O algoritmo seguinte *FITSP* (inserção do vértice mais distante) descreve esta heurística mais precisa e compacta.

FITSP

INICIALIZAÇÃO

```

 $V_T \leftarrow \{s\};$  (* ciclo inicial de um vértice com custo zero *)
 $E_r \leftarrow \{(s,s)\};$ 
 $w_{ss} \leftarrow 0;$ 
 $weight \leftarrow 0;$  (* custo total da rota *)
para todo vértice  $u \in V - V_T$  faça  $dist(u) \leftarrow w_{su};$ 

```

ITERAÇÃO

```

enquanto  $|V_T| < n$  faça
  início
     $f \leftarrow$  vértice de  $V - V_T$  com o maior valor de  $dist(f);$ 
    para toda aresta  $(i,j) \in E_T$  faça
       $c_{ij} \leftarrow w_{if} + w_{jf} - w_{ij};$  (* custo da inserção *)
     $(t,h) \leftarrow$  aresta de  $E_T$  com o menor valor de  $c_{th};$ 
     $E_T \leftarrow E_T \cup \{(t,f), (f,h)\} - \{(t,h)\};$ 
     $V_T \leftarrow V_T \cup \{f\};$ 
     $weight \leftarrow weight + c_{th};$ 
    para todo  $x \in (V - V_T)$  faça  $dist(x) \leftarrow \min(dist(x), w_{fx});$ 
  fim

```

Um exemplo

Como exemplo, resolveremos com o *FITSP* um problema de caixeiro viajante com seis vértices. O mesmo problema foi resolvido pelo *BABTSP* (ver anexo I), portanto podemos comparar as soluções. Dada a seguinte matriz de custo:

	1	2	3	4	5	6
1	∞	3	93	13	33	9
2	4	∞	77	42	21	16
3	45	17	∞	36	16	28
4	39	90	80	∞	56	7
5	28	46	88	33	∞	25
6	3	88	18	46	92	∞

Escolhemos arbitrariamente o vértice número 1 como o vértice inicial s . O vetor *dist* neste caso será:

$$dist = (-, 3, 93, 13, 33, 9)$$

que é a linha 1 da matriz W , exceto $dist(1)$ que é inexistente. O outro vetor será

$$ciclo = (1, 0, 0, 0, 0, 0)$$

O maior valor no vetor *dist* é 93, correspondendo ao vértice 3. Portanto a subrota é aumentada para (1,3,1) e a distância percorrida (*twight*) é $w_{13} + w_{31} = 93 + 45 = 138$.

O vetor *dist* é agora modificado pelos valores que são menores entre *dist* e a linha 3 de W . Resultando em

$$dist = (-, 3, -, 13, 16, 9)$$

e

$$ciclo = (3, 0, 1, 0, 0, 0)$$

Isto completa a primeira iteração. Agora na segunda iteração o vértice mais distante da subrota atual é o 5, correspondendo ao maior valor, 16, no vetor *dist*. O vértice 5 pode ser inserido de duas maneiras diferentes. O custo das inserções são

$$c_{13} = w_{15} + w_{53} - w_{13} = 33 + 88 - 93 = 28$$

$$c_{31} = w_{35} + w_{51} - w_{31} = 16 + 28 - 45 = -1$$

Fazendo a inserção com o menor custo, obtemos *twight* = $138 - 1 = 137$, e os dois vetores são

$$ciclo = (3, 0, 5, 0, 1, 0)$$

$$dist = (-, 3, -, 13, -, 9)$$

Na terceira iteração, o vértice 4 é o mais distante. Os três custos de inserção do vértice 4 são

$$c_{13} = w_{14} + w_{43} - w_{13} = 0$$

$$c_{35} = w_{34} + w_{45} - w_{35} = 76$$

$$c_{51} = w_{54} + w_{41} - w_{51} = 44$$

Portanto, fazendo a inserção com o menor custo, 0, a nova subrota é (1,4,3,5,1), com o valor de *twight* de 137. Os vetores alterados são

$$ciclo = (4, 0, 5, 3, 1, 0)$$

$$dist = (-, 3, -, -, 7)$$

Para a quarta iteração observemos que o vértice mais distante é o 6. Os custos de inserção do vértice são

$$c_{14} = w_{16} + w_{64} - w_{14} = 42$$

$$c_{43} = w_{46} + w_{63} - w_{43} = -55$$

$$c_{35} = w_{36} + w_{65} - w_{35} = 104$$

$$c_{51} = w_{56} + w_{61} - w_{51} = 0$$

Sendo que o segundo valor é o menor de todos, portanto inseriremos o vértice 6 entre os vértice 4 e 3. Isto nos fornece uma nova rota (1,4,6,3,5,1), com a distancia total $tweight = 137 - 55 = 82$.

As alterações correspondentes nos vetores são

$$ciclo = (4, 0, 5, 6, 1, 3)$$

$$dist = (-, 3, -, -, -, -)$$

Na quinta e última iteração, devemos inserir o vértice 2. Seus cinco custos de inserção são

$$c_{14} = 32, \quad c_{46} = 99, \quad c_{63} = 147, \quad c_{35} = 22 \quad \text{e} \quad c_{51} = 22$$

Há dois valores mínimos; podemos escolher tanto um como outro. Escolhendo c_{35} , então obtemos a solução final como (1,4,6,3,2,1) com a distancia total percorrida $tweight = 82 + 22 = 104$.

A solução obtida foi justamente uma das duas rotas ótimas para o caixeiro viajante. Em geral, não podemos esperar uma solução ótima pelos métodos heurísticos.

Observemos que, em geral, vértice inicial diferente produz solução final diferente e com custo diferente. Neste sentido o algoritmo utilizado neste trabalho foi executado n vezes - iniciando uma vez em cada vértice - e selecionado a melhor de todas as soluções determinadas.

O algoritmo executado uma única vez, isto é, um único vértice inicial, possui uma complexidade de tempo de $O(n^2)$ e para n execuções a complexidade de tempo e de $O(n^3)$, (SYSLO, 1983).

Listagem da implementação do *FITSP*

(* variáveis globais

n número de vértices da rede

tipo de dados

type

$arrn$ = array[1.. n] of integer;

$arrnb$ = array[1.. n] of boolean;

$arrnn$ = array[1.. n , 1.. n] of integer;

parâmetros do procedimento

procedure *fitsp*(

n , s , inf :integer;

```

var w      :arrnn;
var route  :arrn;
var tweight :integer);

```

entradas

n número de vértices da rede
s vértice inicial;
inf infinito, número grande muito maior que qualquer valor de w
w[1..n, 1..n] matriz de distância, representação matemática da rede

saídas

route[1..n] rote do caixeiro viajante; route[i] é o i-ésimo vértice visitado
 e route[1] é o vértice s, vértice inicial
tweight total da distância percorrida

exemplo

usando a matriz comentado no texto:

```

n = 6,
s = 1,
w[1..6,1..6] =
255  3   93   13   33   9
4    255  77   42   21   16
45   17   255  36   16   28
39   90   80   255  56   7
28   46   88   33   255  25
3    88   18   46   92   255

```

a solução obtida é

```

route[1..6] = [1,4,6,3,2,5]
tweight = 104

```

pascal procedure fitsp

*)

procedure fitsp(

```

n, s, inf :integer;
var w      :arrnn;
var route  :arrn;
var tweight :integer);

```

```

var end1, end2, farthest, i, index, inscost, j,
    maxdist, newcost, nextindex :integer;
    cycle, dist                  :arrn;

```

begin

```

for i := 1 to n do cycle[i] := 0;
cycle[s] := s;
for i := 1 to n do dist[i] := w[s,i];
tweight := 0;
for i := 1 to n-1 do
begin
maxdist := -inf;
for j := 1 to n do
if cycle[j] = 0 then
if dist[j] > maxdist then
begin
maxdist := dist[j];

```

```

    farthest := j;
  end;
  inscost := inf;
  index := s;
  for j := 1 to i do
  begin
    nextindex := cycle[index];
    newcost := w[index, farthest] + w[farthest, nextindex] -
      w[index, nextindex];
    if newcost < inscost then
    begin
      inscost := newcost;
      end1 := index;
      end2 := nextindex
    end;
    index := nextindex;
  end;
  cycle[farthest] := end2;
  cycle[end1] := farthest;
  twweight := twweight + inscost;
  for j := 1 to n do
    if cycle[j] = 0 then
      if w[farthest, j] < dist[j] then
        dist[j] := w[farthest, j]
      end;
  end;
  index := s;
  for i := 1 to n do
  begin
    route[i] := index;
    index := cycle[index]
  end
end;
end;

```

(*Fim FITSP*)

ALGORITMO 3-Opt

Iniciar com um ciclo hamiltoniano (uma rota inicial para PCV) H ; delete 3 arestas de H , portanto produzindo 3 caminhos desconectados (alguns podem ser vértices isolados). Reconecte estes 3 caminhos de modo que se tenha outra rota para PCV H' usando arestas diferentes das que foram removidas de H . Portanto H e H' são diferentes entre si exatamente 3 arestas; o restante $(n-3)$ arestas são comum. A figura A1.5 a seguir ilustra a troca de 3 arestas.

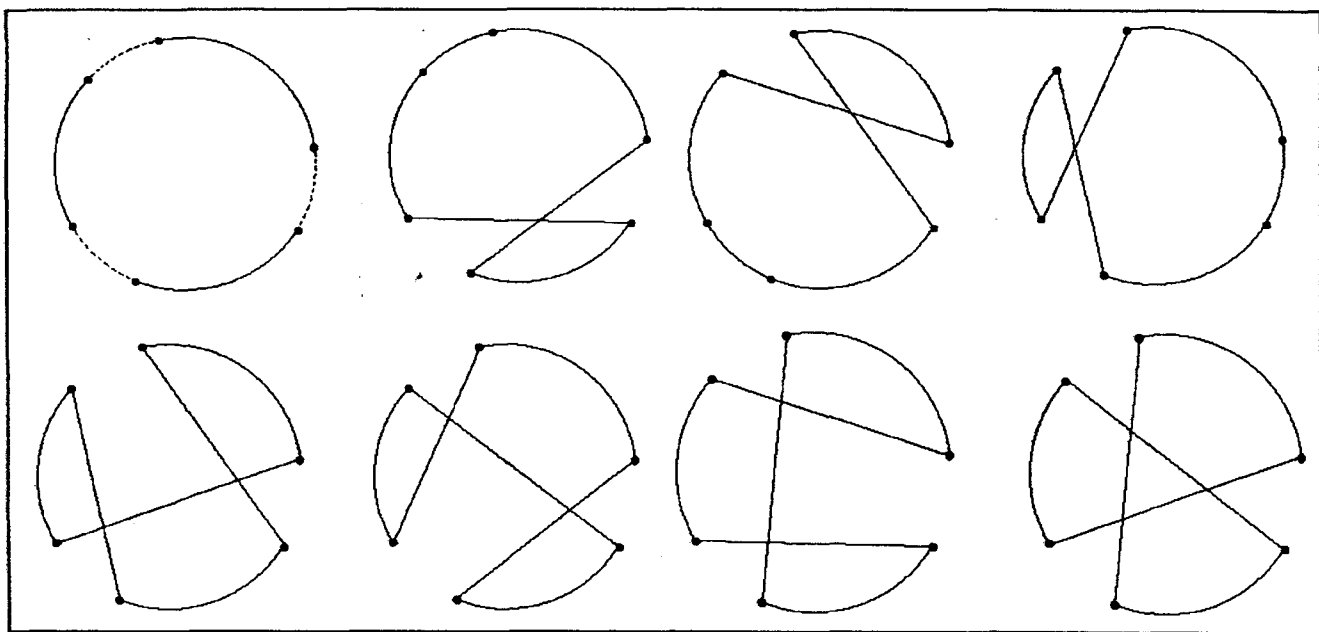


Figura A1.5 - Trocas possíveis de arestas no 3-opt

Calculando o comprimento total $w(H')$ da rota H' , se $w(H') < w(H)$ então trocar H por H' e repetir o processo, senão, selecione outro conjunto de 3 arestas de H para trocar. Continuar estas trocas (outros conjuntos de arestas) até não haver nenhuma economia a ser conseguida com a troca de 3 arestas. A solução final que não pode mais ser mais melhorada pela troca de um conjunto de arestas, é chamada de solução 3-ótimo (ou 3-opt).

Claramente, o procedimento de troca de arestas produzirá um ótimo local (não necessariamente um ótimo global) portanto produz um solução aproximada.

Este método de melhoramentos sucessivos em rotas para PCV pela troca de 3 arestas pode ser usado para problemas simétricos bem como para problemas assimétricos.

Na aplicação do modelo foi utilizado o seguinte procedimento:

- i) achar um roteiro inicial utilizando o algoritmo FITSP, escolhendo a melhor de n passadas;
- ii) melhorar o roteiro gerado pelo FITSP utilizando o algoritmo 3-Opt, executando uma passada.

A complexidade de tempo do algoritmo 3-Opt é $O(n^3)$

Listagem

(* global constant

n número de vérticedo problema

tipo de dados

type
 arrn = array[1..n] of integer;
 arrnn = array[1..n,1..n] of integer;

parâmetros do procedimento

procedure threeopt(
 n :integer;
 var w :arrnn;
 var route :arrn;
 var tweight :integer);

entradas

n número de vértices da rede
s vértice inicial;
inf infinito, número grande muito maior que qualquer valor de w
w[1..n, 1..n] matriz de distância, representação matemática da rede

saídas

route[1..n] rote do caixeiro viajante; route[i] é o i ésimo vértice visitado
tweight total da distância percorrida

exemplo

n = 10

w[1..10,1..10] =

-	10	55	78	93	79	48	49	76	11
10	-	77	46	64	86	37	8	29	35
55	77	-	79	9	82	13	54	80	84
78	46	79	-	34	29	9	35	98	91
93	64	9	34	-	74	83	44	67	68
79	86	82	29	74	-	42	98	85	8
48	37	13	9	83	42	-	84	5	2
49	8	54	35	44	98	84	-	98	28
76	29	80	98	67	85	5	98	-	48
11	35	84	91	68	8	2	28	48	-

route = [1, 10, 6,4,8,5,3,7,9,2]
tweight = 193

pascal procedure threeopt

*)

procedure threeopt(
 n :integer;
 var w :arrnn;
 var route :arrn;

```

var tweight :integer);

type swapttype = (asymmetric, symmetric);
swaprecord = record
    x1, x2, y1, y2, z1, z2, gain :integer;
    choice :swapttype
end;

var bestswap, swap :swaprecord;
i, index, j, k :integer;
ptr :arrn;

procedure swapcheck(
    var swap : swaprecord);

var delweight, max : integer;

begin
    with swap do
    begin
        gain := 0; (* amount to be gained by swapping *)
        delweight := w[x1,x2] + w[y1,y2] + w[z1,z2];
        max := delweight - (w[y1,x1] + w[z1,x2] + w[z2,y2]);
        if max > gain then
            begin
                gain := max;
                choice := asymmetric
            end;
        max := delweight - (w[x1,y2] + w[z1,x2] + w[y1,z2]);
        if max > gain then
            begin
                gain := max;
                choice := symmetric;
            end;
        end
    end; (* swapcheck *)

procedure reverse(
    start, finish :integer);

var ahead, last, next: integer;

begin
    if start <> finish then
    begin
        last := start;
        next := ptr[last];
        repeat (* reverse pointers from one past start through finish *)
            ahead := ptr[next];
            ptr[next] := last;
            last := next;
            next := ahead;
        until last = finish
    end
end; (* reverse *)

begin (* threcopt *)
    for i := 1 to n-1 do (* given route, establish pointers *)
        ptr[route[i]] := route[i+1];
    ptr[route[n]] := route[1];
    repeat (* repeat until no more gain from swapping *)

```

```

bestswap.gain := 0;
swap.x1 := 1;
for i := 1 to n do
begin
  swap.x2 := ptr[swap.x1];
  swap.y1 := swap.x2;
  for j := 2 to n-3 do
  begin
    swap.y2 := ptr[swap.y1];
    swap.z1 := ptr[swap.y2];
    for k := j+2 to n-1 do
    begin
      swap.z2 := ptr[swap.z1];
      swapcheck(swap);  (* for these 3 edges, find best swap *)
      if swap.gain > bestswap.gain then bestswap := swap;
      swap.z1 := swap.z2
    end;
    swap.y1 := swap.y2
  end;
  swap.x1 := swap.x2;
end;
if bestswap.gain > 0 then
  with bestswap do
  begin
    if choice = asymmetric then
    begin
      reverse(z2,x1);
      ptr[y1] := x1;
      ptr[z2] := y2
    end
    else
    begin
      ptr[x1] := y2;
      ptr[y1] := z2
    end;
    ptr[z1] := x2;
    tweight := tweight - gain
  end
until bestswap.gain = 0;
index := 1;
for i := 1 to n do
begin
  route[i] := index;
  index := ptr[index];
end
end; (* threeopt *)

```

(* Fim 3-OPT)

ANEXO II

Os algoritmos que geram as Tabelas AII.1a, AII.2a, AII.3a, AII.4a, AII.5a, AII.1c, AII.2c, AII.3c, AII.4c e AII.5c, estão descritos a seguir:

MÉTODO 0 : Algoritmo *branch and bound* com solução ótima (exata).

MÉTODO 3-1 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial aleatória.

MÉTODO 3-2 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo da inserção do vértice mais distante (uma passada).

MÉTODO 3-3 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo da inserção do vértice mais distante (a melhor de n passada, onde n é o número de vértice do problema).

MÉTODO 3-4 : Algoritmo 3-opt (uma passada) com solução inicial fornecida pelo algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 50% acima do ótimo.

L0 = Comprimento da solução inicial

L = Comprimento da solução final

t = Tempo para obtenção da solução (mm:ss:cc)

Obs.: onde não contém resultado, o algoritmo foi abortado quando extrapolou uma hora de processamento, portanto para as comparações foi utilizado a melhor solução encontrada. (computador 486 DX2 de 50 MHz).

Tabela AII.1a - Exemplo 1

Nr Nós	Método 0		Método 3-1			Método 3-2			Método 3-3			Método 3-4		
	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t
10	185	00:00:00	522	190	00:00:00	276	185	00:00:00	214	185	00:00:00	185	185	00:00:00
15	176	00:00:06	746	185	00:00:11	326	185	00:00:11	229	203	00:00:05	176	176	00:00:00
20	164	00:00:88	1017	190	00:00:28	311	173	00:00:11	221	198	00:00:11	167	167	00:00:05
25	153	00:01:16	1161	226	00:00:71	245	188	00:00:22	227	161	00:00:39	154	154	00:00:28
30	148	00:09:50	1529	181	00:01:37	399	170	00:01:15	269	173	00:00:99	154	154	00:00:38
35	196	00:39:06	1955	232	00:03:29	408	234	00:01:21	351	241	00:01:32	230	212	00:00:82
40	172	00:11:65	2363	228	00:06:81	403	249	00:02:53	380	234	00:02:86	202	190	00:01:04
45	188	00:16:86	2017	233	00:09:18	458	222	00:05:50	404	258	00:05:38	188	188	00:01:15
50	171	00:48:99	2325	229	00:17:14	517	261	00:08:57	419	246	00:05:55	184	184	00:01:65
55	163	01:12:83	2967	223	00:26:97	492	232	00:12:80	415	233	00:11:37	175	175	00:02:20
60			3119	292	00:37:13	586	273	00:16:86	485	295	00:14:94	228	228	00:02:75
65			2966	265	00:50:97	555	279	00:18:45	450	269	00:20:21	212	205	00:04:78
70	180	54:57:7	3526	225	01:11:18	452	238	00:30:10	452	238	00:31:04	206	194	00:08:73
75			3800	268	01:36:78	535	257	00:47:51	497	287	00:43:55	202	201	00:07:36
80			3804	273	01:50:02	636	244	01:31:23	485	262	00:59:49	211	211	00:13:40

Tabela AII.2a - Exemplo 2

Nr	Método 0		Método 3-1			Método 3-2			Método 3-3			Método 3-4		
	Nós	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L
10	172	00:00:00	360	198	00:00:00	266	191	00:00:00	186	172	00:00:05	203	181	00:00:00
15	142	00:00:11	669	142	00:00:05	270	142	00:00:06	193	142	00:00:06	187	152	00:00:11
20	184	00:01:15	898	240	00:00:33	270	200	00:00:22	219	203	00:00:11	193	193	00:00:11
25	142	00:02:86	969	178	00:00:83	303	179	00:00:49	225	193	00:00:16	185	147	00:00:28
30	152	00:09:22	1363	169	00:01:65	335	177	00:01:05	310	195	00:00:88	153	153	00:00:33
35	164	00:15:82	1756	187	00:04:12	361	231	00:01:48	297	179	00:01:76	199	168	00:01:10
40	177	00:53:06	2319	201	00:07:74	472	212	00:03:29	361	219	00:03:02	179	179	00:00:83
45	144	00:38:72	2063	207	00:10:55	424	207	00:05:50	342	182	00:05:00	171	151	00:01:54
50			2366	237	00:14:78	462	246	00:09:01	452	218	00:09:39	212	200	00:02:14
55			2655	223	00:21:20	488	226	00:12:25	397	229	00:11:37	168	168	00:02:14
60			3046	256	00:33:72	556	250	00:21:91	396	234	00:16:59	191	191	00:02:80
65			3362	269	00:54:21	619	259	00:27:13	477	264	00:20:27	245	218	00:04:78
70			3414	243	01:07:06	652	266	00:34:17	498	249	00:33:78	197	195	00:07:42
75			3632	272	01:23:16	658	284	00:44:17	571	295	00:38:45	200	200	00:05:49
80			4214	304	01:50:07	564	267	01:02:24	521	285	01:05:69	211	211	00:06:92

Tabela AII.3a - Exemplo 3

Nr	Método 0		Método 3-1			Método 3-2			Método 3-3			Método 3-4		
	Nós	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L
10	159	00:00:00	621	210	00:00:05	237	179	00:00:00	206	184	00:00:00	159	159	00:00:05
15	187	00:00:16	714	236	00:00:06	235	187	00:00:05	235	187	00:00:05	190	187	00:00:06
20	125	00:00:16	796	135	00:00:22	307	126	00:00:22	209	139	00:00:11	125	125	00:00:11
25	181	00:01:81	1369	234	00:00:82	317	226	00:00:55	288	228	00:00:22	185	185	00:00:16
30	174	00:09:28	1507	188	00:01:87	427	223	00:00:82	312	238	00:00:55	225	179	00:00:60
35	144	00:29:71	1599	217	00:03:13	396	209	00:01:37	318	181	00:02:09	144	144	00:00:49
40	219	01:17:17	2184	267	00:05:66	452	250	00:03:57	377	245	00:02:14	233	233	00:00:88
45	216	30:10:1	2299	257	00:10:60	530	285	00:03:73	387	275	00:04:28	239	239	00:01:21
50	149	16:55:6	2656	209	00:15:22	503	221	00:08:57	363	204	00:07:03	158	158	00:01:54
55			2486	245	00:23:73	503	224	00:17:96	454	255	00:09:45	205	205	00:04:07
60			2771	261	00:33:78	568	279	00:16:03	480	277	00:14:12	208	208	00:02:74
65			3397	275	00:45:59	581	279	00:23:84	461	244	00:27:85	183	183	00:03:62
70			3380	291	01:04:32	606	300	00:32:85	520	303	00:25:54	258	250	00:07:20
75			4152	287	01:26:62	562	273	00:44:10	562	273	00:45:26	223	218	00:09:12
80			3516	327	01:29:25	635	292	01:06:41	590	280	00:53:28	250	233	00:17:35

Tabela AII.4a - Exemplo 4

Nr	Método 0		Método 3-1			Método 3-2			Método 3-3			Método 3-4		
	Nós	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L
10	136	00:00:00	409	136	00:00:00	184	184	00:00:00	184	184	00:00:00	136	136	00:00:00
15	137	00:00:05	640	193	00:00:11	231	190	00:00:05	167	167	00:00:05	137	137	00:00:05
20	188	00:00:77	875	239	00:00:21	372	211	00:00:17	244	198	00:00:17	188	188	00:00:11
25	165	00:00:61	1240	312	00:00:55	374	170	00:00:44	302	165	00:00:33	194	165	00:00:28
30	187	00:21:26	1625	224	00:01:54	312	221	00:00:66	312	221	00:00:72	212	199	00:00:39
35	183	00:44:49	1705	224	00:03:79	434	225	00:01:97	374	229	00:01:48	228	212	00:00:66
40	178	00:16:81	2025	231	00:06:81	431	248	00:02:64	362	232	00:03:30	178	178	00:00:82
45	170	01:27:06	2659	219	00:10:33	524	250	00:04:45	380	231	00:04:34	216	183	00:01:59
50	152	23:20:8	2452	208	00:18:02	538	244	00:08:07	417	215	00:06:04	185	168	00:02:08
55			2671	229	00:19:28	566	230	00:13:45	446	235	00:11:37	186	186	00:02:20
60			2650	253	00:33:78	438	228	00:15:16	438	228	00:15:76	216	216	00:04:62
65			3162	235	00:47:73	491	250	00:22:74	470	229	00:23:51	190	190	00:03:63
70	203	21:34:1	3424	264	01:08:38	658	275	00:49:22	491	292	00:29:66	204	204	00:04:67
75			3628	257	01:26:57	622	299	00:49:26	567	274	00:55:42	232	207	00:09:01
80			4189	319	01:45:95	599	290	01:06:41	556	295	00:57:39	235	235	00:06:92

Tabela AII.5a - Exemplo 5

Nr Nós	Método 0		Método 3-1			Método 3-2			Método 3-3			Método 3-4		
	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t	L0	L	t
10	175	00:00:00	650	207	00:00:00	269	207	00:00:00	175	175	00:00:00	175	175	00:00:00
15	150	00:00:06	890	159	00:00:11	229	180	00:00:05	185	162	00:00:06	184	184	00:00:05
20	170	00:00:77	915	198	00:00:27	315	187	00:00:11	236	181	00:00:11	172	172	00:00:11
25	189	00:01:16	1039	222	00:00:66	335	222	00:00:33	297	201	00:00:44	216	216	00:00:22
30	167	00:01:26	1517	224	00:01:54	376	208	00:00:93	301	199	00:00:87	167	167	00:00:33
35	174	02:44:67	1487	201	00:03:79	384	208	00:01:65	335	205	00:01:98	183	181	00:00:66
40	186	00:52:34	2048	241	00:05:33	532	234	00:04:72	367	233	00:02:75	200	200	00:00:77
45	183	49:48:1	2134	250	00:10:27	537	265	00:04:77	381	218	00:07:75	215	195	00:01:86
50	235	01:19:04	2687	305	00:14:77	520	273	00:09:50	475	322	00:05:61	239	239	00:01:59
55	183	22:38:4	3038	275	00:21:80	462	240	00:12:19	405	253	00:09:39	206	196	00:03:46
60	175	46:05:17	3043	236	00:39:66	508	228	00:15:16	450	224	00:19:12	222	190	00:04:56
65			3076	247	00:53:11	541	245	00:30:32	436	281	00:15:92	194	194	00:03:63
70			3869	298	01:09:81	545	314	00:23:29	528	279	00:37:84	242	240	00:06:10
75			3645	283	01:23:21	642	285	00:54:26	556	251	00:53:78	219	217	00:07:36
80			3903	261	02:00:34	614	240	01:25:08	518	247	00:59:48	188	188	00:07:03

Os algoritmos que geram as Tabelas AII.1b, AII.2b, AII.3b, AII.4b, AII.5b, AII.1d, AII.2d, AII.3d, AII.4d e AII.5d, estão descritos a seguir:

- MÉTODO 00** : Algoritmo *branch and bound* com solução ótima (exata).
- MÉTODO 05** : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 05% acima do ótimo.
- MÉTODO 10** : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 10% acima do ótimo.
- MÉTODO 15** : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 15% acima do ótimo.
- MÉTODO 20** : Algoritmo *branch and bound* com a inclusão de heurística fornecendo uma solução no máximo 20% acima do ótimo.

L = Comprimento da solução final
t = Tempo para obtenção da solução (mm:ss:cc)
Obs.: onde não contém resultado, o algoritmo foi abortado quando extrapolou uma hora de processamento, portanto para as comparações foi utilizado a melhor solução encontrada. (computador 486 DX2 de 50 MHz).

Tabela AII.1b - Exemplo 1

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	L	t	L	t	L	t	L	t	L	t
10	185	00:00:00	185	00:00:00	185	00:00:06	185	00:00:00	185	00:00:00
15	176	00:00:06	176	00:00:05	176	00:00:00	176	00:00:00	176	00:00:06
20	164	00:00:88	164	00:00:55	166	00:00:22	167	00:00:11	167	00:00:16
25	153	00:01:16	153	00:00:61	154	00:00:49	154	00:00:22	154	00:00:22
30	148	00:09:50	148	00:05:71	148	00:02:53	152	00:01:32	152	00:00:66
35	196	00:39:06	196	00:10:38	196	00:02:58	203	00:02:14	209	00:02:20
40	172	00:11:65	172	00:04:78	172	00:01:20	172	00:00:94	180	00:01:05
45	188	00:16:86	188	00:05:11	188	00:00:83	188	00:00:83	188	00:00:83
50	171	00:48:99	171	00:11:04	176	00:03:63	182	00:01:98	184	00:01:21
55	163	01:12:83	163	00:08:34	163	00:02:75	171	00:02:70	175	00:01:54
60			210	14:26:09	213	00:42:13	215	00:02:19	228	00:01:92
65			191	42:50:03	193	01:00:53	194	00:08:63	194	00:04:28
70	180	54:57:07	183	37:45:02	185	00:16:92	186	00:05:71	186	00:07:25
75					200	03:26:13	202	00:04:01	202	00:04:01
80			191	54:32:07	191	01:23:98	197	00:46:85	201	00:05:11

Tabela AII.2b - Exemplo 2

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	L	t	L	t	L	t	L	t	L	t
10	172	00:00:00	172	00:00:00	172	00:00:00	172	00:00:00	172	00:00:00
15	142	00:00:11	142	00:00:05	152	00:00:06	152	00:00:06	157	00:00:05
20	184	00:01:15	184	00:00:77	184	00:00:38	185	00:00:22	192	00:00:17
25	142	00:02:86	142	00:01:32	145	00:00:72	145	00:00:66	152	00:00:38
30	152	00:09:22	152	00:03:35	153	00:01:27	153	00:00:28	153	00:00:28
35	164	00:15:82	167	00:12:63	167	00:03:19	168	00:00:61	164	00:00:44
40	177	00:53:06	178	00:17:96	179	00:03:63	179	00:00:55	179	00:00:66
45	144	00:38:72	145	00:10:71	146	00:04:78	146	00:03:18	153	00:00:93
50			196	02:10:45	196	00:20:33	204	00:17:30	207	00:09:50
55					167	00:21:64	168	00:05:16	168	00:01:53
60					188	05:08:46	189	00:47:46	191	00:10:17
65			202	02:16:27	202	00:13:13	209	00:07:36	204	00:03:18
70			188	04:59:51	192	00:25:71	197	00:03:24	197	00:03:24
75			198	00:52:07	200	00:03:84	200	00:03:85	200	00:03:90
80			206	12:00:35	211	00:47:67	211	00:04:88	211	00:04:89

55 Método 05 167 01:21:31:17 (h/m/s/c)

Tabela AII.3b - Exemplo 3

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	L	t	L	t	L	t	L	t	L	t
10	159	00:00:00	159	00:00:06	159	00:00:06	159	00:00:06	159	00:00:00
15	187	00:00:16	190	00:00:11	190	00:00:05	190	00:00:00	190	00:00:00
20	125	00:00:16	125	00:00:06	125	00:00:05	125	00:00:06	125	00:00:06
25	181	00:01:81	181	00:00:77	185	00:00:50	185	00:00:11	185	00:00:16
30	174	00:09:28	174	00:03:90	176	00:02:14	179	00:00:99	184	00:00:88
35	144	00:29:71	144	00:17:30	144	00:05:71	144	00:02:31	144	00:01:10
40	219	01:17:17	221	00:20:49	224	00:06:26	233	00:03:41	233	00:01:09
45	216	30:10:01	217	01:54:36	217	00:23:45	222	00:11:48	226	00:03:90
50	149	16:55:06	149	01:33:75	149	00:24:00	155	00:20:38	158	00:11:97
55			191	26:06:58	192	04:35:95	192	00:37:29	192	00:20:55
60			208	06:13:33	208	00:27:79	208	00:01:93	208	00:01:93
65			180	02:41:92	183	00:23:51	183	00:02:52	183	00:02:52
70									237	01:31:89
75			209	03:31:79	211	00:22:80	213	00:10:87	223	00:04:01
80			213	29:41:08	215	02:04:57	220	00:35:54	218	00:05:27

Tabela AII.4b - Exemplo 4

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	L	t	L	t	L	t	L	t	L	t
10	136	00:00:00	136	00:00:00	136	00:00:00	136	00:00:05	136	00:00:00
15	137	00:00:05	137	00:00:06	137	00:00:05	137	00:00:00	137	00:00:06
20	188	00:00:77	188	00:00:32	188	00:00:28	188	00:00:05	188	00:00:05
25	165	00:00:61	166	00:00:55	168	00:00:22	168	00:00:11	165	00:00:17
30	187	00:21:26	187	00:08:30	187	00:02:85	191	00:01:76	199	00:00:83
35	183	00:44:49	183	00:15:71	183	00:03:24	183	00:00:99	191	00:00:72
40	178	00:16:81	178	00:04:44	178	00:00:99	178	00:00:66	178	00:00:60
45	170	01:27:06	171	00:32:41	172	00:06:81	172	00:01:71	182	00:01:31
50	152	23:20:08	152	00:58:88	152	00:23:23	152	00:03:90	152	00:02:20
55			183	01:24:14	186	00:15:93	186	00:01:53	186	00:01:54
60					194	02:25:77	194	00:18:51	199	00:08:63
65							186	01:50:68	190	00:26:25
70	203	21:34:01	204	01:05:47	204	00:03:30	204	00:03:35	204	00:03:35
75			203	03:03:40	203	00:06:70	203	00:04:18	204	00:05:11
80			226	20:22:04	230	01:53:64	235	00:12:47	235	00:04:89

55 Método 00 181 05:38:37:58 (h/m/s/c)

Tabela AII.5b - Exemplo 5

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	L	t	L	t	L	t	L	t	L	t
10	175	00:00:00	175	00:00:00	175	00:00:00	175	00:00:06	175	00:00:00
15	150	00:00:06	150	00:00:06	159	00:00:05	159	00:00:00	180	00:00:06
20	170	00:00:77	170	00:00:27	170	00:00:22	172	00:00:06	172	00:00:06
25	189	00:01:16	189	00:00:61	193	00:00:49	190	00:00:22	189	00:00:22
30	167	00:01:26	167	00:00:22	167	00:00:28	167	00:00:27	167	00:00:27
35	174	02:44:67	174	01:02:34	174	00:21:20	174	00:06:37	174	00:02:09
40	186	00:52:34	189	00:17:52	193	00:08:57	200	00:05:05	200	00:01:04
45	183	49:48:01	183	01:04:09	187	00:20:66	188	00:05:22	193	00:02:37
50	235	01:19:04	239	00:14:56	239	00:01:10	239	00:01:15	239	00:01:15
55	183	22:38:04	183	00:37:07	183	00:04:67	193	00:01:81	195	00:02:48
60	175	46:05:17	175	01:16:74	175	00:10:99	175	00:03:84	189	00:03:03
65			194	01:32:65	194	00:06:59	194	00:02:47	194	00:02:52
70			225	01:51:94	225	00:15:33	232	00:24:27	242	00:03:35
75			207	16:28:09	206	00:07:80	209	00:23:51	219	00:04:01
80			184	20:45:01	187	02:01:99	188	00:05:06	188	00:05:00

As Tabelas AII.1c, AII.2c, AII.3c, AII.4c e AII.5c representam em percentual as Tabelas AII.1a, AII.2a, AII.3a, AII.4a e AII.5a. Estas Tabelas são geradas pela aplicação dos algoritmos: MÉTODO 0, MÉTODO 3-1, MÉTODO 3-2, MÉTODO 3-3 e MÉTODO 3-4.

% = % acima da solução ótima
t = Tempo para obtenção da solução (mm:ss:cc)
Obs.: onde não contém resultado, o algoritmo foi abortado quando extrapolou uma hora de processamento, portanto para as comparações foi utilizado a melhor solução encontrada. (computador 486 DX2 de 50 MHz).

Tabela AII.1c - Exemplo 1

Nr Nós	Método 0		Método 3-1		Método 3-2		Método 3-3		Método 3-4	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	02.70	00:00:00	02.70	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:06	05.11	00:00:11	05.11	00:00:11	15.34	00:00:05	00.00	00:00:00
20	00.00	00:00:88	15.85	00:00:28	15.85	00:00:11	20.73	00:00:11	01.83	00:00:05
25	00.00	00:01:16	47.71	00:00:71	47.71	00:00:22	05.23	00:00:39	00.65	00:00:28
30	00.00	00:09:50	22.30	00:01:37	22.30	00:01:15	16.89	00:00:99	04.05	00:00:38
35	00.00	00:39:06	18.37	00:03:29	18.37	00:01:21	22.96	00:01:32	08.16	00:00:82
40	00.00	00:11:65	32.56	00:06:81	32.56	00:02:53	36.05	00:02:86	10.47	00:01:04
45	00.00	00:16:86	23.94	00:09:18	23.94	00:05:50	37.23	00:05:38	00.00	00:01:15
50	00.00	00:48:99	33.92	00:17:14	33.92	00:08:57	43.86	00:05:55	07.60	00:01:65
55	00.00	01:12:83	36.81	00:26:97	36.81	00:12:80	42.94	00:11:37	07.36	00:02:20
60			39.04	00:37:13	30.00	00:16:86	40.47	00:14:94	08.57	00:02:75
65			38.74	00:50:97	46.07	00:18:45	40.83	00:20:21	07.32	00:04:78
70	00.00	54:57:7	25.00	01:11:18	32.22	00:30:10	32.22	00:31:04	07.77	00:08:73
75			34.00	01:36:78	28.50	00:47:51	43.50	00:43:55	00.50	00:07:36
80			42.93	01:50:02	27.74	01:31:23	37.17	00:59:49	10.47	00:13:40

Tabela AII.2c - Exemplo 2

Nr Nós	Método 0		Método 3-1		Método 3-2		Método 3-3		Método 3-4	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	15.12	00:00:00	11.05	00:00:00	00.00	00:00:05	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:11	00.00	00:00:05	00.00	00:00:06	00.00	00:00:06	00.00	00:00:11
20	00.00	00:01:15	30.43	00:00:33	08.70	00:00:22	10.33	00:00:11	10.33	00:00:11
25	00.00	00:02:86	25.35	00:00:83	26.06	00:00:49	35.92	00:00:16	35.92	00:00:28
30	00.00	00:09:22	11.18	00:01:65	16.45	00:01:05	28.29	00:00:88	28.29	00:00:33
35	00.00	00:15:82	14.02	00:04:12	40.85	00:01:48	09.15	00:01:76	09.15	00:01:10
40	00.00	00:53:06	13.56	00:07:74	19.77	00:03:29	23.73	00:03:02	23.73	00:00:83
45	00.00	00:38:72	43.75	00:10:55	43.75	00:05:50	26.39	00:05:00	26.39	00:01:54
50			20.91	00:14:78	25.51	00:09:01	11.22	00:09:39	02.04	00:02:14
55			33.52	00:21:20	35.32	00:12:25	37.12	00:11:37	00.50	00:02:14
60			36.17	00:33:72	32.97	00:21:91	24.46	00:16:59	01.59	00:02:80
65			33.16	00:54:21	28.21	00:27:13	30.69	00:20:27	07.92	00:04:78
70			29.25	01:07:06	41.48	00:34:17	32.44	00:33:78	03.72	00:07:42
75			37.37	01:23:16	43.43	00:44:17	48.98	00:38:45	01.01	00:05:49
80			47.57	01:50:07	29.61	01:02:24	38.34	01:05:69	02.42	00:06:92

Tabela AII.3c - Exemplo 3

Nr Nós	Método 0		Método 3-1		Método 3-2		Método 3-3		Método 3-4	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	32.08	00:00:05	12.58	00:00:00	15.72	00:00:00	00.00	00:00:05
15	00.00	00:00:16	26.20	00:00:06	00.00	00:00:05	00.00	00:00:05	00.00	00:00:06
20	00.00	00:00:16	08.00	00:00:22	00.80	00:00:22	11.20	00:00:11	00.00	00:00:11
25	00.00	00:01:81	29.28	00:00:82	24.86	00:00:55	25.97	00:00:22	02.21	00:00:16
30	00.00	00:09:28	08.05	00:01:87	28.16	00:00:82	36.78	00:00:55	02.87	00:00:60
35	00.00	00:29:71	50.69	00:03:13	45.14	00:01:37	25.69	00:02:09	00.00	00:00:49
40	00.00	01:17:17	21.92	00:05:66	14.16	00:03:57	11.87	00:02:14	06.39	00:00:88
45	00.00	30:10:1	18.98	00:10:60	31.94	00:03:73	27.31	00:04:28	10.65	00:01:21
50	00.00	16:55:6	40.27	00:15:22	48.32	00:08:57	36.91	00:07:03	06.04	00:01:54
55			28.27	00:23:73	17.27	00:17:96	33.50	00:09:45	07.32	00:04:07
60			25.48	00:33:78	34.13	00:16:03	33.17	00:14:12	00.00	00:02:74
65			52.77	00:45:59	55.00	00:23:84	35.55	00:27:85	01.66	00:03:62
70			22.78	01:04:32	26.58	00:32:85	27.84	00:25:54	05.48	00:07:20
75			37.32	01:26:62	30.62	00:44:10	30.62	00:45:26	04.30	00:09:12
80			53.52	01:29:25	37.08	01:06:41	31.45	00:53:28	09.38	00:17:35

Tabela AII.4c - Exemplo 4

Nr Nós	Método 0		Método 3-1		Método 3-2		Método 3-3		Método 3-4	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	35.29	00:00:00	35.29	00:00:00	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:05	40.88	00:00:11	38.69	00:00:05	21.90	00:00:05	00.00	00:00:05
20	00.00	00:00:77	27.13	00:00:21	12.23	00:00:17	05.32	00:00:17	00.00	00:00:11
25	00.00	00:00:61	89.09	00:00:55	03.03	00:00:44	00.00	00:00:33	00.00	00:00:28
30	00.00	00:21:26	19.79	00:01:54	18.18	00:00:66	18.18	00:00:72	6.42	00:00:39
35	00.00	00:44:49	22.40	00:03:79	22.95	00:01:97	25.14	00:01:48	15.85	00:00:66
40	00.00	00:16:81	29.78	00:06:81	39.33	00:02:64	30.34	00:03:30	00.00	00:00:82
45	00.00	01:27:06	28.82	00:10:33	47.06	00:04:45	35.88	00:04:34	07.65	00:01:59
50	00.00	23:20:8	36.84	00:18:02	60.53	00:08:07	41.45	00:06:04	10.53	00:02:08
55			25.13	00:19:28	25.68	00:13:45	28.41	00:11:37	01.63	00:02:20
60			30.41	00:33:78	17.52	00:15:16	17.52	00:15:76	11.34	00:04:62
65			26.34	00:47:73	34.40	00:22:74	23.11	00:23:51	02.15	00:03:63
70	203	21:34:1	30.04	01:08:38	35.46	00:49:22	43.84	00:29:66	00.40	00:04:67
75			26.60	01:26:57	47.29	00:49:26	34.97	00:55:42	01.97	00:09:01
80			41.15	01:45:95	28.31	01:06:41	30.53	00:57:39	03.98	00:06:92

Tabela AII.5c - Exemplo 5

Nr Nós	Método 0		Método 3-1		Método 3-2		Método 3-3		Método 3-4	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	18.29	00:00:00	18.29	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:06	06.00	00:00:11	20.00	00:00:05	08.00	00:00:06	22.67	00:00:05
20	00.00	00:00:77	16.47	00:00:27	10.00	00:00:11	06.47	00:00:11	01.18	00:00:11
25	00.00	00:01:16	17.46	00:00:66	17.46	00:00:33	06.35	00:00:44	14.29	00:00:22
30	00.00	00:01:26	34.13	00:01:54	24.55	00:00:93	19.16	00:00:87	00.00	00:00:33
35	00.00	02:44:67	15.52	00:03:79	19.54	00:01:65	17.82	00:01:98	04.02	00:00:66
40	00.00	00:52:34	29.57	00:05:33	25.81	00:04:72	25.27	00:02:75	07.53	00:00:77
45	00.00	49:48:1	36.61	00:10:27	44.81	00:04:77	19.13	00:07:75	06.56	00:01:86
50	00.00	01:19:04	29.79	00:14:77	16.17	00:09:50	37.02	00:05:61	01.70	00:01:59
55	00.00	22:38:4	50.27	00:21:80	31.15	00:12:19	38.25	00:09:39	07.10	00:03:46
60	00.00	46:05:17	34.86	00:39:66	30.29	00:15:16	28.00	00:19:12	08.57	00:04:56
65			27.31	00:53:11	26.28	00:30:32	44.84	00:15:92	00.00	00:03:63
70			32.44	01:09:81	39.55	00:23:29	24.00	00:37:84	06.66	00:06:10
75			36.71	01:23:21	37.68	00:54:26	21.25	00:53:78	04.83	00:07:36
80			41.84	02:00:34	30.43	01:25:08	34.23	00:59:48	02.17	00:07:03

As Tabelas AII.1d, AII.2d, AII.3d, AII.4d e AII.5d representam em percentual as Tabelas AII.1b, AII.2b, AII.3b, AII.4b e AII.5b. Estas Tabelas são geradas pela aplicação dos algoritmos: MÉTODO 00, MÉTODO 05, MÉTODO 10, MÉTODO 15 e MÉTODO 20.

% = % acima da solução ótima
t = Tempo para obtenção da solução (mm:ss:cc)
Obs.: onde não contém resultado, o algoritmo foi abortado quando extrapolou uma hora de processamento, portanto para as comparações foi utilizado a melhor solução encontrada. (computador 486 DX2 de 50 MHz).

Tabela AII.1d - Exemplo 1

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:06	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:06	00.00	00:00:05	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:06
20	00.00	00:00:88	00.00	00:00:55	01.22	00:00:22	01.83	00:00:11	01.83	00:00:16
25	00.00	00:01:16	00.00	00:00:61	00.65	00:00:49	00.65	00:00:22	00.65	00:00:22
30	00.00	00:09:50	00.00	00:05:71	00.00	00:02:53	02.70	00:01:32	02.70	00:00:66
35	00.00	00:39:06	00.00	00:10:38	00.00	00:02:58	03.57	00:02:14	06.63	00:02:20
40	00.00	00:11:65	00.00	00:04:78	00.00	00:01:20	00.00	00:00:94	04.65	00:01:05
45	00.00	00:16:86	00.00	00:05:11	00.00	00:00:83	00.00	00:00:83	00.00	00:00:83
50	00.00	00:48:99	00.00	00:11:04	02.92	00:03:63	06.43	00:01:98	07.60	00:01:21
55	00.00	01:12:83	00.00	00:08:34	00.00	00:02:75	04.91	00:02:70	07.36	00:01:54
60			00.00	14:26:09	01.42	00:42:13	02.38	00:02:19	08.57	00:01:92
65			00.00	42:50:03	01.04	01:00:53	01.57	00:08:63	01.57	00:04:28
70	00.00	54:57:7	01.66	37:45:02	02.20	00:16:92	03.33	00:05:71	03.33	00:07:25
75					00.00	03:26:13	01.00	00:04:01	01.00	00:04:01
80			00.00	54:32:07	00.00	01:23:98	03.14	00:46:85	05.23	00:05:11

Tabela AII.2d - Exemplo 2

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:11	00.00	00:00:05	07.04	00:00:06	07.04	00:00:06	10.56	00:00:05
20	00.00	00:01:15	00.00	00:00:77	00.00	00:00:38	00.54	00:00:22	04.35	00:00:17
25	00.00	00:02:86	00.00	00:01:32	02.11	00:00:72	02.11	00:00:66	07.04	00:00:38
30	00.00	00:09:22	00.00	00:03:35	00.66	00:01:27	00.66	00:00:28	00.66	00:00:28
35	00.00	00:15:82	01.83	00:12:63	01.83	00:03:19	02.44	00:00:61	00.00	00:00:44
40	00.00	00:53:06	00.56	00:17:96	01.13	00:03:63	01.13	00:00:55	01.13	00:00:66
45	00.00	00:38:72	00.69	00:10:71	01.39	00:04:78	01.39	00:03:18	06.25	00:00:93
50			00.00	02:10:45	00.00	00:20:33	04.08	00:17:30	05.61	00:09:50
55					00.00	00:21:64	00.59	00:05:16	00.59	00:01:53
60					00.00	05:08:46	00.53	00:47:46	01.59	00:10:17
65			00.00	02:16:27	00.00	00:13:13	03.46	00:07:36	00.99	00:03:18
70			00.00	04:59:51	02.12	00:25:71	04.78	00:03:24	04.78	00:03:24
75			00.00	00:52:07	01.01	00:03:84	01.01	00:03:85	01.01	00:03:90
80			00.00	12:00:35	02.42	00:47:67	02.42	00:04:88	02.42	00:04:89

Tabela AII.3d - Exemplo 3

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:06	00.00	00:00:06	00.00	00:00:06	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:16	01.60	00:00:11	01.60	00:00:05	01.60	00:00:00	01.60	00:00:00
20	00.00	00:00:16	00.00	00:00:06	00.00	00:00:05	00.00	00:00:06	00.00	00:00:06
25	00.00	00:01:81	00.00	00:00:77	02.21	00:00:50	02.21	00:00:11	02.21	00:00:16
30	00.00	00:09:28	00.00	00:03:90	01.15	00:02:14	02.87	00:00:99	05.75	00:00:88
35	00.00	00:29:71	00.00	00:17:30	00.00	00:05:71	00.00	00:02:31	00.00	00:01:10
40	00.00	01:17:17	00.91	00:20:49	02.28	00:06:26	06.39	00:03:41	06.39	00:01:09
45	00.00	30:10:01	00.46	01:54:36	00.46	00:23:45	02.78	00:11:48	04.63	00:03:90
50	00.00	16:55:06	00.00	01:33:75	00.00	00:24:00	04.03	00:20:38	06.04	00:11:97
55			00.00	26:06:58	00.52	04:35:95	00.52	00:37:29	00.52	00:20:55
60			00.00	06:13:33	00.00	00:27:79	00.00	00:01:93	00.00	00:01:93
65			00.00	02:41:92	01.66	00:23:51	01.66	00:02:52	01.66	00:02:52
70									00.00	01:31:89
75			00.00	03:31:79	00.95	00:22:80	01.91	00:10:87	06.69	00:04:01
80			00.00	29:41:08	00.93	02:04:57	03.28	00:35:54	02.34	00:05:27

Tabela AII.4d - Exemplo 4

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:05	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:05	00.00	00:00:06	00.00	00:00:05	00.00	00:00:00	00.00	00:00:06
20	00.00	00:00:77	00.00	00:00:32	00.00	00:00:28	00.00	00:00:05	00.00	00:00:05
25	00.00	00:00:61	00.61	00:00:55	01.82	00:00:22	01.82	00:00:11	00.00	00:00:17
30	00.00	00:21:26	00.00	00:08:30	00.00	00:02:85	02.14	00:01:76	06.42	00:00:83
35	00.00	00:44:49	00.00	00:15:71	00.00	00:03:24	00.00	00:00:99	04.37	00:00:72
40	00.00	00:16:81	00.00	00:04:44	00.00	00:00:99	00.00	00:00:66	00.00	00:00:60
45	00.00	01:27:06	00.59	00:32:41	01.18	00:06:81	01.18	00:01:71	07.06	00:01:31
50	00.00	23:20:08	00.00	00:58:88	00.00	00:23:23	00.00	00:03:90	00.00	00:02:20
55			00.00	01:24:14	01.63	00:15:93	01.63	00:01:53	01.63	00:01:54
60					00.00	02:25:77	00.00	00:18:51	02.57	00:08:63
65							00.00	01:50:68	02.15	00:26:25
70	00.00	21:34:01	00.49	01:05:47	00.49	00:03:30	00.49	00:03:35	00.49	00:03:35
75			00.00	03:03:40	00.00	00:06:70	00.00	00:04:18	00.49	00:05:11
80			00.00	20:22:04	01.76	01:53:64	03.98	00:12:47	03.98	00:04:89

Tabela AII.5d - Exemplo 5

Nr Nós	Método 00		Método 05		Método 10		Método 15		Método 20	
	%	t	%	t	%	t	%	t	%	t
10	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:00	00.00	00:00:06	00.00	00:00:00
15	00.00	00:00:06	00.00	00:00:06	06.00	00:00:05	06.00	00:00:00	20.00	00:00:06
20	00.00	00:00:77	00.00	00:00:27	00.00	00:00:22	01.18	00:00:06	01.18	00:00:06
25	00.00	00:01:16	00.00	00:00:61	02.12	00:00:49	00.53	00:00:22	00.00	00:00:22
30	00.00	00:01:26	00.00	00:00:22	00.00	00:00:28	00.00	00:00:27	00.00	00:00:27
35	00.00	02:44:67	00.00	01:02:34	00.00	00:21:20	00.00	00:06:37	00.00	00:02:09
40	00.00	00:52:34	01.61	00:17:52	03.76	00:08:57	07.53	00:05:05	07.53	00:01:04
45	00.00	49:48:01	00.00	01:04:09	02.19	00:20:66	02.73	00:05:22	05.46	00:02:37
50	00.00	01:19:04	01.70	00:14:56	01.70	00:01:10	01.70	00:01:15	01.70	00:01:15
55	00.00	22:38:04	00.00	00:37:07	00.00	00:04:67	05.46	00:01:81	06.56	00:02:48
60	00.00	46:05:17	00.00	01:16:74	00.00	00:10:99	00.00	00:03:84	08.00	00:03:03
65			00.00	01:32:65	00.00	00:06:59	00.00	00:02:47	00.00	00:02:52
70			00.00	01:51:94	00.00	00:15:33	03.11	00:24:27	07.55	00:03:35
75			00.48	16:28:09	00.00	00:07:80	01.45	00:23:51	06.31	00:04:01
80			00.00	20:45:01	01.63	02:01:99	02.17	00:05:06	02.17	00:05:00

ANEXO III

Tabela com as coordenadas de todos os pontos a serem coletados

Id. Pto	Coordenada		Segunda		Terça		Quarta		Quinta		Sexta		Sábado	
	X	Y	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2
1	13560	15050			21									
2	15400	14620					11							
* 3	11700	19000	26	30	26		29	45		30	27	48		
4	8730	17630												16
5	8700	12160									32			
6	10840	18740					9							
7	12250	18300							10					
8	8460	10260					52							
9	13240	21000	37											
10	11800	16600											13	
11	11200	18280		9			16				15			
12	11130	18920		5			10				10			
13	10850	17980									57			
14	13300	20400							9					
15	14300	19040												
16	9840	18120					40				52			
17	20000	17500							31					
18	3080	15650			45									
19	22500	18900							22					
20	13500	16560			25									
21	11080	6840					59							
22	12880	16760			24									
23	11400	18300					17				16			
24	22200	18900							29					
25	11720	18530					13							
26	12040	11840					25							
27	17980	19500					30							
28	6800	4040					54							
29	21000	18000							30					
30	14300	19050			16				36					
31	13680	12680									19			
32	15000	16050			19									
33	13290	13280	14											
34	6900	23900												23
35	9140	16980		22			33				33			
36	20000	5000	23								25			
37	11100	17000							17					
38	13700	21960	36								15			
39	13650	12740					21							
40	9150	18100							38					
41	12140	19100							4					
42	10100	17900					26							
43	14700	11000	19											
44	9140	16870		21			32				32			
45	8900	13100			29						30			
46	12840	19000			13						8			
47	8600	8560					53							
48	17000	18000							33					
49	10000	18760		29			44				49			
50	9400	19400					3							

Id. Pto	Coordenada		Segunda		Terça		Quarta		Quinta		Sexta		Sábado	
	X	Y	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2
51	8500	8620								21				
52	9460	17830		17				29				28		
53	15800	18030	30											
54	10820	17180		15				48				38		
55	5480	21840			49				37		46	42		
56	9740	17500		18				30			35	29		
57	6400	11280			33									
58	9030	17730												17
59	8240	16830						36				45		
60	10720	19260						7				7		
61	4980	13560			41									
62	10600	17760				14								12
63	12840	20540				8								
64	9400	17320								35				
65	5090	10300									37			
66	13800	22420					33							
67	24000	20000							27					
68	17000	15370							14					
69	16600	15200							15					
70	23800	20000							25					
71	3640	14760			44									
72	24500	22000							26					
73	24500	1500									21			
74	12880	19120	9		12		7		7		7		7	
75	8720	12360			31						31			
76	8560	16580										35		
77	12420	19200	8		11		6		6		6			
78	22000	18000				24						58		
79	13820	18060	10		14		8		8		10		8	
80	12680	20800				7				7				7
81	9180	17880		24				38				50		
82	14800	22200	35											
83	11900	19400	5		8		3		3		3		3	
84	14100	19000			15				9				9	
85	9700	18050						28						21
86	9800	17740		16				27				26		
87	10900	15400			27						28			
88	22000	20500												
89	10900	17840		10		12		22		13		21		10
90	14300	11300	18				19				18			
91	10300	20270		3		3		6		3		6		3
92	11680	18530		6				14				13		8
93	15500	18500	32						33					
94	23500	19200							24					
95	11060	21540				5				5				5
96	21500	3700	22								23			
97	9320	15180		46				49				40		
98	4040	22040			3						44			
99	5350	9750			35						39			
100	16100	20120	33						10					

Id. Pto	Coordenada		Segunda		Terça		Quarta		Quinta		Sexta		Sábado	
	X	Y	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2
101	13300	13290	13				23				13			
102	16500	16250	29											
103	14300	16240	12		17		10		19		12		10	
104	8820	18180		26		19		41				2		20
105	9260	17800				18				36				18
106	8760	12670	2				27				33			
107	23000	19200							28					
108	13300	17400	11				9				11			
109	19300	6200	24											
110	11800	27200	44				35							
111	9040	19720		2		2		2		2		3		2
112	24100	2200									22			
113	12300	19250	7		10		5		5		5		6	
114	10530	17160		13		15		46		15		36		13
115	13550	13700	16				22				16			
116	24000	1000	20								20			
117	12000	16340	3		23		28		21		26		12	
118	14800	15260			20				18				11	
119	12500	20800				6				6				6
120	23000	19000	31						23					
121	10100	18180		27		21		42		31		54		22
122	11950	19600	4		7		2		2		2		4	
123	9070	17100		23		17		37		34		46		15
124	14730	19000							35					
125	9280	13780			28						14			
126	9270	13770									29			
+ 127	4740	24700	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
128	13500	13940	15				24							
129	11040	18400		4		11		8		12		9		
130	12170	19200	6		9		4				4		5	
131	12900	20550								7				
132	13040	20360				9								
133	10500	19460						5				5		
134	8270	12340			32						34			
135	9160	17840		25				39				51		
136	11350	18160				10				11				
137	11410	18000		8				18				17		9
138	9040	18130				20								
139	11700	16940						19				18		
140	10700	17720						24				23		
141	11040	17380								16				
142	9800	17400		19		16		31		33		30		14
143	9240	15220						50				41		
144	13030	18200									9			
145	10500	17620		12				25				24		
146	10100	16840										39		
147	11700	14900		32						18				
148	5340	12600			38									
149	11420	17520						20				19		
150	17160	23400					32							

Id. Pto	Coordenada		Segunda		Terça		Quarta		Quinta		Sexta		Sábado	
	X	Y	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2
201	6400	13480			40									
202	14040	7540		39										
203	13980	24480	41											
204	10850	13310		35										
205	9280	10660		45										
206	17640	17380							12					
207	15650	8970					16							
208	5300	3800						55						
209	14200	6460		38										
210	13600	24460	42											
211	11140	7940		42										
212	16070	10120					15							
213	8800	5000						58						
214	2630	18160			47									
215	5800	9540			36									
216	11020	17180		14				47				37		
217	8800	5300						57						
218	11640	8010		41										
219	11540	14420		33										
220	7800	8900							23					
221	9630	23340					37							
222	4640	23360			2									
223	4640	11720			37									
224	14000	8940					18							
225	3400	10900									42			
226	10540	6200						60						
227	3500	20120			5									
228	19330	14520							16					
229	4400	13200			42									
230	11240	8700		43										
231	11600	7200		40						19				
232	5580	12460			39									
233	15400	25200					34							
234	12460	24600	43											
235	5220	21780			48									
236	7150	15000								27				
237	6480	15120								28				
238	4500	9500									40			
239	15760	23880	34											
240	3800	13670			43									
241	17630	16340							13					
242	16900	13000							17					
243	2200	20540			4									
244	14600	12840					12							
245	19000	16800							32					
246	15500	11300					14							
247	5220	21770									45			
248	9840	12060					26							
249	11200	25330	47											
250	8200	11400								24				

Id. Pto	Coordenada		Segunda		Terça		Quarta		Quinta		Sexta		Sábado	
	X	Y	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2	v1	v2
251	10400	14070		34										
252	8230	13200								26				
253	8480	8950								22				
254	15950	11940					13							
255	4700	7500									41			
256	9010	22800					38							
257	10540	9040		44										
258	13000	16500			22				20					
259	11240	18780						11				11		
260	5200	10000									38			

* Ponto comum (ponto de almoço)
+ Ponto comum (garagem)

ANEXO IV

Sequência dos roteiros atuais

Dia semana		Roteiro	
Segunda feira		v1	
Seq. Atual	Id. Pto	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	106	8760	12670
3	117	12000	16340
4	122	11950	19600
5	83	11900	19400
6	130	12170	19200
7	113	12300	19250
8	77	12420	19200
9	74	12880	19120
10	79	13820	18060
11	108	13300	17400
12	103	14300	16240
13	101	13300	13290
14	33	13290	13280
15	128	13500	13940
16	115	13550	13700
17	188	13700	11600
18	90	14300	11300
19	43	14700	11000
20	116	24000	1000
21	153	22800	2300
22	96	21500	3700
23	36	20000	5000
24	109	19300	6200
25	159	18800	7400
26	3	11700	19000
27	192	16760	15140
28	191	16400	16370
29	102	16500	16250
30	53	15800	18030
31	120	23000	19000
32	93	15500	18500
33	100	16100	20120
34	239	15760	23880
35	82	14800	22200
36	38	13700	21960
37	9	13240	21000
38	187	12740	21220
39	167	12400	21550
40	166	12100	23030
41	203	13980	24480
42	210	13600	24460
43	234	12460	24600
44	110	11800	27200
45	189	11780	27220
46	186	11830	25900
47	249	11200	25330
48	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Segunda feira		v2	
Seq. Atual	Id. Pto	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	111	9040	19720
3	91	10300	20270
4	129	11040	18400
5	12	11130	18920
6	92	11680	18530
7	174	11420	18460
8	137	11410	18000
9	11	11200	18280
10	89	10900	17840
11	181	10900	17820
12	145	10500	17620
13	114	10530	17160
14	216	11020	17180
15	54	10820	17180
16	86	9800	17740
17	52	9460	17830
18	56	9740	17500
19	142	9800	17400
20	163	9800	17120
21	44	9140	16870
22	35	9140	16980
23	123	9070	17100
24	81	9180	17880
25	135	9160	17840
26	104	8820	18180
27	121	10100	18180
28	175	10010	18750
29	49	10000	18760
30	3	11700	19000
31	164	10900	16080
32	147	11700	14900
33	219	11540	14420
34	251	10400	14070
35	204	10850	13310
36	200	11270	10020
37	199	13200	7400
38	209	14200	6460
39	202	14040	7540
40	231	11600	7200
41	218	11640	8010
42	211	11140	7940
43	230	11240	8700
44	257	10540	9040
45	205	9280	10660
46	97	9320	15180
47	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Terça feira		v1	
Seq. Atual	Id. Pto	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	222	4640	23360
3	98	4040	22040
4	243	2200	20540
5	227	3500	20120
6	176	11260	19520
7	122	11950	19600
8	83	11900	19400
9	130	12170	19200
10	113	12300	19250
11	77	12420	19200
12	74	12880	19120
13	46	12840	19000
14	79	13820	18060
15	84	14100	19000
16	30	14300	19050
17	103	14300	16240
18	157	14230	15920
19	32	15000	16050
20	118	14800	15260
21	1	13560	15050
22	258	13000	16500
23	117	12000	16340
24	22	12880	16760
25	20	13500	16560
26	3	11700	19000
27	87	10900	15400
28	125	9280	13780
29	45	8900	13100
30	168	8960	13500
31	75	8720	12360
32	134	8270	12340
33	57	6400	11280
34	185	5680	10000
35	99	5350	9750
36	215	5800	9540
37	223	4640	11720
38	148	5340	12600
39	232	5580	12460
40	201	6400	13480
41	61	4980	13560
42	229	4400	13200
43	240	3800	13670
44	71	3640	14760
45	18	3080	15650
46	182	2640	16000
47	214	2630	18160
48	235	5220	21780
49	55	5480	21840
50	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Terça feira		v2	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	111	9040	19720
3	91	10300	20270
4	171	10500	21200
5	95	11060	21540
6	119	12500	20800
7	80	12680	20800
8	63	12840	20540
9	132	13040	20360
10	136	11350	18160
11	129	11040	18400
12	89	10900	17840
13	181	10900	17820
14	62	10600	17760
15	114	10530	17160
16	142	9800	17400
17	123	9070	17100
18	105	9260	17800
19	104	8820	18180
20	138	9040	18130
21	121	10100	18180
22	196	10300	18140
23	152	23010	19010
24	78	22000	18000
25	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Quarta feira		v1	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	122	11950	19600
3	83	11900	19400
4	130	12170	19200
5	113	12300	19250
6	77	12420	19200
7	74	12880	19120
8	79	13820	18060
9	108	13300	17400
10	103	14300	16240
11	2	15400	14620
12	244	14600	12840
13	254	15950	11940
14	246	15500	11300
15	212	16070	10120
16	207	15650	8970
17	177	14640	9590
18	224	14000	8940
19	90	14300	11300
20	188	13700	11600
21	39	13650	12740
22	115	13550	13700
23	101	13300	13290
24	128	13500	13940
25	26	12040	11840
26	248	9840	12060
27	106	8760	12670
28	117	12000	16340
29	3	11700	19000
30	27	17980	19500
31	184	17650	20560
32	150	17160	23400
33	66	13800	22420
34	233	15400	25200
35	110	11800	27200
36	189	11780	27220
37	221	9630	23340
38	256	9010	22800
39	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Quarta feira		v2	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	111	9040	19720
3	50	9400	19400
4	165	10000	19300
5	133	10500	19460
6	91	10300	20270
7	60	10720	19260
8	129	11040	18400
9	6	10840	18740
10	12	11130	18920
11	259	11240	18780
12	180	11760	18820
13	25	11720	18530
14	92	11680	18530
15	174	11420	18460
16	11	11200	18280
17	23	11400	18300
18	137	11410	18000
19	139	11700	16940
20	149	11420	17520
21	195	11400	17530
22	89	10900	17840
23	181	10900	17820
24	140	10700	17720
25	145	10500	17620
26	42	10100	17900
27	86	9800	17740
28	85	9700	18050
29	52	9460	17830
30	56	9740	17500
31	142	9800	17400
32	44	9140	16870
33	35	9140	16980
34	163	9800	17120
35	161	8250	16840
36	59	8240	16830
37	123	9070	17100
38	81	9180	17880
39	135	9160	17840
40	16	9840	18120
41	104	8820	18180
42	121	10100	18180
43	175	10010	18750
44	49	10000	18760
45	3	11700	19000
46	114	10530	17160
47	216	11020	17180
48	54	10820	17180
49	97	9320	15180
50	143	9240	15220

Dia semana		Roteiro	
Quarta feira		v2	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
51	169	8800	14480
52	8	8460	10260
53	47	8600	8560
54	28	6800	4040
55	208	5300	3800
56	198	6400	1560
57	217	8800	5300
58	213	8800	5000
59	21	11080	6840
60	226	10540	6200
61	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Quinta feira		v1	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	122	11950	19600
3	83	11900	19400
4	41	12140	19100
5	113	12300	19250
6	77	12420	19200
7	74	12880	19120
8	79	13820	18060
9	84	14100	19000
10	100	16100	20120
11	156	16170	18000
12	206	17640	17380
13	241	17630	16340
14	68	17000	15370
15	69	16600	15200
16	228	19330	14520
17	242	16900	13000
18	118	14800	15260
19	103	14300	16240
20	258	13000	16500
21	117	12000	16340
22	19	22500	18900
23	120	23000	19000
24	94	23500	19200
25	70	23800	20000
26	72	24500	22000
27	67	24000	20000
28	107	23000	19200
29	24	22200	18900
30	29	21000	18000
31	17	20000	17500
32	245	19000	16800
33	93	17000	18000
34	48	15500	18500
35	124	14730	19000
36	30	14300	19050
37	55	5480	21840
38	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Quinta feira		v2	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	111	9040	19720
3	91	10300	20270
4	171	10500	21200
5	95	11060	21540
6	119	12500	20800
7	80	12680	20800
7	131	12900	20550
9	14	13300	20400
10	7	12250	18300
11	136	11350	18160
12	129	11040	18400
13	89	10900	17840
14	181	10900	17820
15	114	10530	17160
16	141	11040	17380
17	37	11100	17000
18	147	11700	14900
19	231	11600	7200
20	194	8700	7020
21	51	8500	8620
22	253	8480	8950
23	220	7800	8900
24	250	8200	11400
25	183	7230	12000
26	252	8230	13200
27	236	7150	15000
28	237	6480	15120
29	193	7090	17660
30	3	11700	19000
31	121	10100	18180
32	196	10300	18140
33	142	9800	17400
34	123	9070	17100
35	64	9400	17320
36	105	9260	17800
37	172	9040	18130
38	40	9150	18100
39	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Sexta feira		v1	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	122	11950	19600
3	83	11900	19400
4	130	12170	19200
5	113	12300	19250
6	77	12420	19200
7	74	12880	19120
8	46	12840	19000
9	144	13030	18200
10	79	13820	18060
11	108	13300	17400
12	103	14300	16240
13	101	13300	13290
14	125	9280	13780
15	38	13700	21960
16	115	13550	13700
17	188	13700	11600
18	90	14300	11300
19	31	13680	12680
20	116	24000	1000
21	73	24500	1500
22	112	24100	2200
23	96	21500	3700
24	178	21500	4200
25	36	20000	5000
26	117	12000	16340
27	3	11700	19000
28	87	10900	15400
29	126	9270	13770
30	45	8900	13100
31	75	8720	12360
32	5	8700	12160
33	106	8760	12670
34	134	8270	12340
35	* 56	9740	17500
36	179	7270	11200
37	65	5090	10300
38	260	5200	10000
39	99	5350	9750
40	238	4500	9500
41	255	4700	7500
42	225	3400	10900
43	190	2750	12600
44	98	4040	22040
45	247	5220	21770
46	* 55	5480	21840
47	127	4740	24700

* Ponto visitado pelos dois roteiros v1 e v2

Dia semana		Roteiro	
Sexta feira		v2	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	104	8820	18180
3	111	9040	19720
4	165	10000	19300
5	133	10500	19460
6	91	10300	20270
7	60	10720	19260
8	162	10470	18940
9	129	11040	18400
10	12	11130	18920
11	259	11240	18780
12	180	11760	18820
13	92	11680	18530
14	174	11420	18460
15	11	11200	18280
16	23	11400	18300
17	137	11410	18000
18	139	11700	16940
19	149	11420	17520
20	195	11400	17530
21	89	10900	17840
22	181	10900	17820
23	140	10700	17720
24	145	10500	17620
25	158	10050	17520
26	86	9800	17740
27	154	9180	19350
28	52	9460	17830
29	* 56	9740	17500
30	142	9800	17400
31	163	9800	17120
32	44	9140	16870
33	35	9140	16980
34	170	8800	16690
35	76	8560	16580
36	114	10530	17160
37	216	11020	17180
38	54	10820	17180
39	146	10100	16840
40	97	9320	15180
41	143	9240	15220
42	* 55	5480	21840
43	160	8660	16880
44	161	8250	16840
45	59	8240	16830
46	123	9070	17100
47	175	10010	18750
48	3	11700	19000
49	49	10000	18760
50	81	9180	17880
51	135	9160	17840
52	16	9840	18120
53	121	10100	18180
54	196	10300	18140
55	155	10170	17680
56	13	10850	17980
57	78	22000	18000
58	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Sábado		v1	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	151	9080	19600
3	83	11900	19400
4	122	11950	19600
5	130	12170	19200
6	113	12300	19250
7	74	12880	19120
8	79	13820	18060
9	84	14100	19000
10	103	14300	16240
11	118	14800	15260
12	117	12000	16340
13	10	11800	16600
14	127	4740	24700

Dia semana		Roteiro	
Sábado		v2	
Seq. Atual	Id. Pto.	Coordenadas	
		X	Y
1	127	4740	24700
2	111	9040	19720
3	91	10300	20270
4	171	10500	21200
5	95	11060	21540
6	119	12500	20800
7	80	12680	20800
8	92	11680	18530
9	137	11410	18000
10	89	10900	17840
11	181	10900	17820
12	62	10600	17760
13	114	10530	17160
14	142	9800	17400
15	123	9070	17100
16	4	8730	17630
17	58	9030	17730
18	105	9260	17800
19	173	8920	18200
20	104	8820	18180
21	85	9700	18050
22	121	10100	18180
23	34	6900	23900
24	127	4740	24700

ANEXO V

Sequência dos roteiros propostos

Dia semana		Roteiro			
Segunda feira		v1			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700	1	
2	91	10300	20270	2	
3	122	11950	19600	4	
4	83	11900	19400	5	
5	117	12000	16340	3	
6	128	13500	13940	15	
7	115	13550	13700	16	
8	101	13300	13290	13	
9	33	13290	13280	14	
10	188	13700	11600	17	
11	90	14300	11300	18	
12	43	14700	11000	19	
13	159	18800	7400	25	
14	109	19300	6200	24	
15	36	20000	5000	23	
16	96	21500	3700	22	
17	153	22800	2300	21	
18	116	24000	1000	20	
19	120	23000	19000	31	
20	192	16760	15140	27	
21	102	16500	16250	29	
22	191	16400	16370	28	
23	103	14300	16240	12	
24	108	13300	17400	11	
25	3	11700	19000	26	
26	130	12170	19200	6	
27	113	12300	19250	7	
28	77	12420	19200	8	
29	74	12880	19120	9	
30	79	13820	18060	10	
31	93	15500	18500	32	
32	53	15800	18030	30	
33	100	16100	20120	33	
34	239	15760	23880	34	
35	82	14800	22200	35	
36	38	13700	21960	36	
37	9	13240	21000	37	
38	187	12740	21220	38	
39	167	12400	21550	39	
40	166	12100	23030	40	
41	203	13980	24480	41	
42	210	13600	24460	42	
43	234	12460	24600	43	
44	186	11830	25900	46	
45	110	11800	27200	44	
46	189	11780	27220	45	
47	249	11200	25330	47	
48	127	4740	24700	48	

Dia semana		Roteiro			
Segunda feira		v2			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700		1
2	111	9040	19720		2
3	49	10000	18760		28
4	175	10010	18750		27
5	121	10100	18180		26
6	104	8820	18180		25
7	135	9160	17840		24
8	81	9180	17880		23
9	52	9460	17830		16
10	86	9800	17740		15
11	56	9740	17500		17
12	142	9800	17400		18
13	163	9800	17120		19
14	114	10530	17160		12
15	54	10820	17180		14
16	216	11020	17180		13
17	145	10500	17620		11
18	181	10900	17820		10
19	89	10900	17840		9
20	11	11200	18280		8
21	129	11040	18400		3
22	174	11420	18460		6
23	12	11130	18920		4
24	3	11700	19000		29
25	92	11680	18530		5
26	137	11410	18000		7
27	164	10900	16080		30
28	147	11700	14900		31
29	219	11540	14420		32
30	251	10400	14070		33
31	204	10850	13310		34
32	200	11270	10020		35
33	199	13200	7400		36
34	202	14040	7540		38
35	209	14200	6460		37
36	231	11600	7200		39
37	218	11640	8010		40
38	211	11140	7940		41
39	230	11240	8700		42
40	257	10540	9040		43
41	205	9280	10660		44
42	106	8760	12670		45
43	97	9320	15180		46
44	44	9140	16870		20
45	35	9140	16980		21
46	123	9070	17100		22
47	127	4740	24700		47

Dia semana		Roteiro			
Terça feira		v1			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700	1	
2	222	4640	23360	2	
3	235	5220	21780	48	
4	55	5480	21840	49	
5	104	8820	18180		19
6	138	9040	18130		20
7	105	9260	17800		18
8	123	9070	17100		17
9	142	9800	17400		16
10	114	10530	17160		15
11	121	10100	18180		21
12	196	10300	18140		22
13	62	10600	17760		14
14	181	10900	17820		13
15	89	10900	17840		12
16	117	12000	16340	23	
17	1	13560	15050	21	
18	118	14800	15260	20	
19	32	15000	16050	19	
20	157	14230	15920	18	
21	103	14300	16240	17	
22	20	13500	16560	25	
23	258	13000	16500	22	
24	22	12880	16760	24	
25	79	13820	18060	14	
26	3	11700	19000	26	
27	129	11040	18400		11
28	136	11350	18160		10
29	87	10900	15400	27	
30	125	9280	13780	28	
31	168	8960	13500	30	
32	45	8900	13100	29	
33	75	8720	12360	31	
34	134	8270	12340	32	
35	57	6400	11280	33	
36	185	5680	10000	34	
37	215	5800	9540	36	
38	99	5350	9750	35	
39	223	4640	11720	37	
40	148	5340	12600	38	
41	232	5580	12460	39	
42	201	6400	13480	40	
43	61	4980	13560	41	
44	229	4400	13200	42	
45	240	3800	13670	43	
46	71	3640	14760	44	
47	18	3080	15650	45	
48	182	2640	16000	46	
49	214	2630	18160	47	
50	227	3500	20120	5	
51	243	2200	20540	4	
52	98	4040	22040	3	
53	127	4740	24700	50	

Dia semana		Roteiro			
Terça feira		v2			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700		1
2	111	9040	19720		2
3	91	10300	20270		3
4	176	11260	19520	6	
5	122	11950	19600	7	
6	83	11900	19400	8	
7	130	12170	19200	9	
8	113	12300	19250	10	
9	77	12420	19200	11	
10	46	12840	19000	13	
11	74	12880	19120	12	
12	84	14100	19000	15	
13	30	14300	19050	16	
14	78	22000	18000		24
15	152	23010	19010		23
16	132	13040	20360		9
17	63	12840	20540		8
18	80	12680	20800		7
19	119	12500	20800		6
20	95	11060	21540		5
21	171	10500	21200		4
22	127	4740	24700		25

Dia semana		Roteiro			
Quarta feira		v1			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700	1	
2	256	9010	22800	38	
3	221	9630	23340	37	
4	91	10300	20270		6
5	133	10500	19460		5
6	60	10720	19260		7
7	12	11130	18920		10
8	259	11240	18780		11
9	6	10840	18740		9
10	165	10000	19300		4
11	49	10000	18760		44
12	175	10010	18750		43
13	121	10100	18180		42
14	16	9840	18120		40
15	85	9700	18050		28
16	42	10100	17900		26
17	86	9800	17740		27
18	52	9460	17830		29
19	56	9740	17500		30
20	142	9800	17400		31
21	163	9800	17120		34
22	114	10530	17160		46
23	54	10820	17180		48
24	216	11020	17180		47
25	145	10500	17620		25
26	140	10700	17720		24
27	181	10900	17820		23
28	89	10900	17840		22
29	11	11200	18280		16
30	129	11040	18400		8
31	3	11700	19000	29	
32	83	11900	19400	3	
33	122	11950	19600	2	
34	130	12170	19200	4	
35	113	12300	19250	5	
36	77	12420	19200	6	
37	74	12880	19120	7	
38	27	17980	19500	30	
39	184	17650	20560	31	
40	150	17160	23400	32	
41	66	13800	22420	33	
42	233	15400	25200	34	
43	110	11800	27200	35	
44	189	11780	27220	36	
45	127	4740	24700	39	

Dia semana		Roteiro			
Quarta feira		v2			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700		1
2	161	8250	16840		35
3	59	8240	16830		36
4	143	9240	15220		50
5	97	9320	15180		49
6	169	8800	14480		51
7	106	8760	12670	27	
8	248	9840	12060	26	
9	8	8460	10260		52
10	47	8600	8560		53
11	28	6800	4040		54
12	208	5300	3800		55
13	198	6400	1560		56
14	213	8800	5000		58
15	217	8800	5300		57
16	226	10540	6200		60
17	21	11080	6840		59
18	26	12040	11840	25	
19	117	12000	16340	28	
20	139	11700	16940		19
21	149	11420	17520		20
22	195	11400	17530		21
23	137	11410	18000		18
24	23	11400	18300		17
25	174	11420	18460		15
26	92	11680	18530		14
27	25	11720	18530		13
28	180	11760	18820		12
29	3	11700	19000		45
30	79	13820	18060	8	
31	108	13300	17400	9	
32	103	14300	16240	10	
33	2	15400	14620	11	
34	128	13500	13940	24	
35	115	13550	13700	22	
36	101	13300	13290	23	
37	39	13650	12740	21	
38	244	14600	12840	12	
39	254	15950	11940	13	
40	246	15500	11300	14	
41	212	16070	10120	15	
42	207	15650	8970	16	
43	224	14000	8940	18	
44	177	14640	9590	17	
45	90	14300	11300	19	
46	188	13700	11600	20	
47	44	9140	16870		32
48	35	9140	16980		33
49	123	9070	17100		37
50	135	9160	17840		39
51	81	9180	17880		38
52	104	8820	18180		41
53	50	9400	19400		3
54	111	9040	19720		2
55	127	4740	24700		61

Dia semana		Roteiro			
Quinta feira		v1			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700	1	
2	171	10500	21200		4
3	95	11060	21540		5
4	119	12500	20800		6
5	80	12680	20800		7
6	14	13300	20400		9
6	131	12900	20550		8
7	100	16100	20120	10	
8	72	24500	22000	26	
9	67	24000	20000	27	
10	70	23800	20000	25	
11	94	23500	19200	24	
12	107	23000	19200	28	
13	120	23000	19000	23	
14	19	22500	18900	22	
15	24	22200	18900	29	
16	29	21000	18000	30	
17	17	20000	17500	31	
18	245	19000	16800	32	
19	206	17640	17380	12	
20	93	17000	18000	33	
21	156	16170	18000	11	
22	48	15500	18500	34	
23	124	14730	19000	35	
24	30	14300	19050	36	
25	84	14100	19000	9	
27	74	12880	19120	7	
28	77	12420	19200	6	
29	113	12300	19250	5	
30	41	12140	19100	4	
31	83	11900	19400	3	
32	122	11950	19600	2	
33	91	10300	20270		3
34	127	4740	24700	38	

Dia semana		Roteiro			
Quinta feira		v2			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700		1
2	111	9040	19720		2
3	121	10100	18180		31
4	196	10300	18140		32
5	172	9040	18130		37
6	40	9150	18100		38
7	105	9260	17800		36
8	142	9800	17400		33
9	64	9400	17320		35
10	123	9070	17100		34
11	147	11700	14900		18
12	258	13000	16500	20	
13	117	12000	16340	21	
14	37	11100	17000		17
15	114	10530	17160		15
16	141	11040	17380		16
17	181	10900	17820		14
18	89	10900	17840		13
19	136	11350	18160		11
20	129	11040	18400		12
21	7	12250	18300		10
22	3	11700	19000		30
23	79	13820	18060	8	
24	103	14300	16240	19	
25	118	14800	15260	18	
26	69	16600	15200	15	
27	68	17000	15370	14	
28	241	17630	16340	13	
29	228	19330	14520	16	
30	242	16900	13000	17	
31	231	11600	7200		19
32	194	8700	7020		20
33	51	8500	8620		21
34	253	8480	8950		22
35	220	7800	8900		23
36	250	8200	11400		24
37	183	7230	12000		25
38	252	8230	13200		26
39	236	7150	15000		27
40	237	6480	15120		28
41	193	7090	17660		29
42	55	5480	21840	37	
43	127	4740	24700		39

Dia semana		Roteiro			
Sexta feira		v1			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700	1	
2	98	4040	22040	43	
3	190	2750	12600	42	
4	225	3400	10900	41	
5	238	4500	9500	39	
6	255	4700	7500	40	
7	99	5350	9750	38	
8	260	5200	10000	37	
9	65	5090	10300	36	
10	179	7270	11200	35	
11	134	8270	12340	34	
12	5	8700	12160	32	
13	75	8720	12360	31	
14	106	8760	12670	33	
15	45	8900	13100	30	
16	126	9270	13770	29	
17	125	9280	13780	14	
18	97	9320	15180		40
19	143	9240	15220		41
20	87	10900	15400	28	
21	117	12000	16340	26	
22	139	11700	16940		18
23	149	11420	17520		19
24	195	11400	17530		20
25	3	11700	19000	27	
26	83	11900	19400	3	
27	122	11950	19600	2	
28	130	12170	19200	4	
29	113	12300	19250	5	
30	77	12420	19200	6	
31	74	12880	19120	7	
32	46	12840	19000	8	
33	144	13030	18200	9	
34	79	13820	18060	10	
35	108	13300	17400	11	
36	103	14300	16240	12	
37	115	13550	13700	16	
38	101	13300	13290	13	
39	31	13680	12680	19	
40	188	13700	11600	17	
41	90	14300	11300	18	
42	36	20000	5000	25	
43	178	21500	4200	24	
44	96	21500	3700	23	
45	116	24000	1000	20	
46	73	24500	1500	21	
47	112	24100	2200	22	
48	78	22000	18000		56
49	38	13700	21960	15	
50	127	4740	24700	46	

Dia semana		Roteiro			
Sexta feira		v2			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700		1
2	91	10300	20270		6
3	133	10500	19460		5
4	165	10000	19300		4
5	175	10010	18750		46
6	49	10000	18760		48
7	162	10470	18940		8
8	60	10720	19260		7
9	12	11130	18920		10
10	259	11240	18780		11
11	129	11040	18400		9
12	11	11200	18280		15
13	137	11410	18000		17
14	23	11400	18300		16
15	174	11420	18460		14
16	92	11680	18530		13
17	180	11760	18820		12
18	3	11700	19000		47
19	13	10850	17980		55
20	89	10900	17840		21
21	181	10900	17820		22
22	140	10700	17720		23
23	145	10500	17620		24
24	216	11020	17180		37
25	54	10820	17180		38
26	114	10530	17160		36
27	146	10100	16840		39
28	163	9800	17120		31
29	35	9140	16980		33
30	44	9140	16870		32
31	170	8800	16690		34
32	76	8560	16580		35
33	59	8240	16830		44
34	161	8250	16840		43
35	160	8660	16880		42
36	123	9070	17100		45
37	104	8820	18180		2
38	135	9160	17840		50
39	81	9180	17880		49
40	52	9460	17830		28
41	86	9800	17740		26
42	56	9740	17500		29
43	142	9800	17400		30
44	158	10050	17520		25
45	155	10170	17680		54
46	16	9840	18120		51
47	121	10100	18180		52
48	196	10300	18140		53
49	154	9180	19350		27
50	111	9040	19720		3
51	55	5480	21840	45	
52	247	5220	21770	44	
53	127	4740	24700		57

Dia semana		Roteiro			
Sábado		v1			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700		1
2	111	9040	19720		2
3	151	9080	19600	2	
4	85	9700	18050		21
5	121	10100	18180		22
6	62	10600	17760		12
7	181	10900	17820		11
8	89	10900	17840		10
9	137	11410	18000		9
10	92	11680	18530		8
11	103	14300	16240	10	
12	118	14800	15260	11	
13	117	12000	16340	12	
14	10	11800	16600	13	
15	114	10530	17160		13
16	142	9800	17400		14
17	123	9070	17100		15
18	4	8730	17630		16
19	58	9030	17730		17
20	105	9260	17800		18
21	173	8920	18200		19
22	104	8820	18180		20
23	127	4740	24700		24

Dia semana		Roteiro			
Sábado		v2			
Seq. Prop.	Id. Pto.	Coordenadas		Seq Atual	
		X	Y	v1	v2
1	127	4740	24700	1	
2	91	10300	20270		3
3	83	11900	19400	3	
4	122	11950	19600	4	
5	130	12170	19200	5	
6	113	12300	19250	6	
7	74	12880	19120	7	
8	79	13820	18060	8	
9	84	14100	19000	9	
10	80	12680	20800		7
11	119	12500	20800		6
12	95	11060	21540		5
13	171	10500	21200		4
14	34	6900	23900		23
15	127	4740	24700	14	